

This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problems Mailbox.**



日本国特許庁
PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

#4
3-8-01
JM

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出願年月日

Date of Application:

1999年 7月 8日

出願番号

Application Number:

平成11年特許願第194021号

出願人

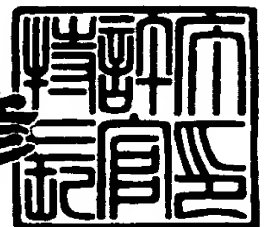
Applicant(s):

ソニー株式会社
村井 純

2000年 6月 2日

特許庁長官
Commissioner,
Patent Office

近藤 隆彦



出証番号 出証特2000-3040315

【書類名】 特許願

【整理番号】 99002518

【提出日】 平成11年 7月 8日

【あて先】 特許庁長官殿

【国際特許分類】 G06F 13/00

【発明の名称】 広域ネットワークにおける自動アドレス管理方法、ルー
タ、プログラム提供媒体、及び、プログラム伝送シグナ
ル

【請求項の数】 24

【発明者】

【住所又は居所】 東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニー株式会
社
内

【氏名】 富永 明宏

【発明者】

【住所又は居所】 東京都品川区東五反田3丁目14番13号 株式会社ソ
ニーコンピュータサイエンス研究所内

【氏名】 寺岡 文男

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県藤沢市遠藤5322 慶應義塾大学環境情報学
部

【氏名】 村井 純

【特許出願人】

【識別番号】 000002185

【氏名又は名称】 ソニー株式会社

【代表者】 出井 伸之

【特許出願人】

【住所又は居所】 神奈川県藤沢市遠藤5322 慶應義塾大学環境情報学
部

【氏名又は名称】 村井 純

【代理人】

【識別番号】 100101801
【氏名又は名称】 山田 英治
【電話番号】 03-5541-7577

【代理人】

【識別番号】 100093241
【氏名又は名称】 宮田 正昭
【電話番号】 03-5541-7577

【代理人】

【識別番号】 100086531
【氏名又は名称】 澤田 俊夫
【電話番号】 03-5541-7577

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 062721
【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1
【物件名】 図面 1
【物件名】 要約書 1
【包括委任状番号】 9904833

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 広域ネットワークにおける自動アドレス管理方法、ルータ、プログラム提供媒体、及び、プログラム伝送シグナル

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワークにおける自動アドレス管理方法であって、末端部分が中核部分に対して接続される際に、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みるステップと、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するステップと、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するステップと、

を具備することを特徴とする自動アドレス管理方法。

【請求項 2】 前記ステップ (a) では、前記代表サーバは、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うことを特徴とする請求項 1 に記載の自動アドレス管理方法。

【請求項 3】 前記ステップ (a) では、前記代表サーバは自身の IP アドレスの取得を要求することを特徴とする請求項 2 に記載の自動アドレス管理方法。

【請求項 4】 前記ステップ (a) では、DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) 又は IPCP (Internet Protocol Control Protocol) に従って前記代表サーバにアドレスが自動的に割り当てられることを特徴とする請求項 3 に記載の自動アドレス管理方法。

【請求項 5】 前記ステップ (b) では、アドレス・ブロックの割当要求を

受信した上位サーバが十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うことを特徴とする請求項 1 に記載の自動アドレス管理方法。

【請求項 6】 前記ステップ (c) では、DNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配することを特徴とする請求項 1 に記載の自動アドレス管理方法。

【請求項 7】 接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワーク上で、末端部分のための対外リンクを持つ代表サーバとして機能するルータであって、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みる接続手段と、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するアドレス取得手段と、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するアドレス分配手段と、

を具備することを特徴とするルータ。

【請求項 8】 前記接続手段 (a) は、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うことを特徴とする請求項 7 に記載のルータ。

【請求項 9】 前記接続手段 (a) は、前記代表サーバ自身の IP アドレスの取得を要求することを特徴とする請求項 8 に記載のルータ。

【請求項 10】 前記接続手段 (a) は、DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) 又は IPCP (Internet Protocol Control Protocol) に従って前記代表サーバのアドレスの自動割当を受けることを特徴とする請求項 9 に記載

のルータ。

【請求項 11】 前記アドレス取得手段 (b) からのアドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバは、十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うことを特徴とする請求項 7 に記載のルータ。

【請求項 12】 前記アドレス分配手段 (c) は、DNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配することを特徴とする請求項 7 に記載のルータ。

【請求項 13】 接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワークに接続されたコンピュータ・システムをルータとして機能させるためのコンピュータ・プログラムを有形的且つコンピュータ可読な形式で提供するプログラム提供媒体であって、前記コンピュータ・プログラムは、末端部分が中核部分に対して接続される際に自動アドレス管理を行うための、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みるステップと、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するステップと、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するステップと、

を具備することを特徴とするプログラム提供媒体。

【請求項 14】 前記ステップ (a) では、前記代表サーバは、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うことを特徴とする請求項 13 に記載のプログラム提供媒体。

【請求項 15】 前記ステップ (a) では、前記代表サーバは自身の IP アドレスの取得を要求することを特徴とする請求項 14 に記載のプログラム提供媒

体。

【請求項16】 前記ステップ(a)では、DHCP(Dynamic Host Configuration Protocol)又はIPCP(Internet Protocol Control Protocol)に従って前記代表サーバにアドレスが自動的に割り当てられることを特徴とする請求項15に記載のプログラム提供媒体。

【請求項17】 前記ステップ(b)では、アドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバが十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うことを特徴とする請求項13に記載のプログラム提供媒体。

【請求項18】 前記ステップ(c)では、DNCP(Dynamic Network Configuration Protocol)に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配することを特徴とする請求項13に記載のプログラム提供媒体。

【請求項19】 接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワークに接続されたコンピュータ・システムをルータとして機能させるためのコンピュータ・プログラムを有線又は無線を介して伝送するプログラム伝送シグナルであって、前記コンピュータ・プログラムは、末端部分が中核部分に対して接続される際に自動アドレス管理を行うための、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みるステップと、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するステップと、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するステップと、

を具備することを特徴とするプログラム伝送シグナル。

【請求項 20】 前記ステップ (a) では、前記代表サーバは、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うことを特徴とする請求項 19 に記載のプログラム伝送シグナル。

【請求項 21】 前記ステップ (a) では、前記代表サーバは自身の IP アドレスの取得を要求することを特徴とする請求項 20 に記載のプログラム伝送シグナル。

【請求項 22】 前記ステップ (a) では、DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) 又は IPCP (Internet Protocol Control Protocol) に従って前記代表サーバにアドレスが自動的に割り当てられることを特徴とする請求項 21 に記載のプログラム伝送シグナル。

【請求項 23】 前記ステップ (b) では、アドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバが十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うことを特徴とする請求項 19 に記載のプログラム伝送シグナル。

【請求項 24】 前記ステップ (c) では、DNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配することを特徴とする請求項 19 に記載のプログラム伝送シグナル。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、ネットワークに接続された各ホストを識別するためのアドレスを自動的に割り当てる自動アドレス管理技術に係り、特に、階層化構造が形成され、上位サーバが下位サーバに対してアドレスを割り当てるように構成されたネットワークにおいて、アドレスの割当を管理するためのアドレスの自動割当技術に関する。

【0002】

更に詳しくは、本発明は、階層化構造が形成され、上位サーバが下位サーバに

アドレスを割り当てる広域的なネットワークにおいて、該ネットワークに対する外部ネットワークの新規な接続（追加）、切断（削除）、接続点の変更（移動）、使用アドレスの変更（付け替え）などの事象に対してアドレス割当を好適に管理するアドレスの自動割当・自動回収技術に関する。

【0003】

【従来の技術】

昨今、コンピュータ・システムどうしをネットワークによって相互接続する「ネットワーク・コンピューティング」に関する技術開発が盛んに行なわれている。コンピュータどうしをネットワーク接続する意義は、互いのコンピュータ資源の共有、情報の流通・共有などにある。

【0004】

コンピュータを相互接続する通信媒体としては、企業や研究機関の構内など限定した空間内に敷設されたLAN（Local Area Network）や、LANどうしを専用線等で相互接続したWAN（Wide Area Network）など様々である。最近では、全世界を網羅する巨大なネットワークである「インターネット」の利用が盛んになってきている。

【0005】

「インターネット」は、米国防総省が構築したARPANET（Advanced Research Projects Agency Network）を原形としたネットワークであり、その後、全米科学財団のNSFNET（National Science Foundation Network）に包括された。さらに、1995年にバックボーンが民間に移管されることにより、現在における本格的な拡大がスタートすることとなった。インターネットは、各大学や研究機関等に設置されたサーバ（主にUNIXワークステーション）が自主的に相互接続を繰り返した結果、その字義通り、世界規模のネットワークへと成長を遂げた。インターネット上のサーバどうしは、通常、TCP/IP（Transmission Control Protocol/Internet Protocol）接続されている。現在、インターネット上には無数のサーバが接続されており、各サーバは、各種の資源オブジェクトを無数のクライアント

トに公開している。

【0006】

ところで、世界中に分散されたネットワーク上の各ホストを一意に表すために、「IP (Internet Protocol) アドレス」と呼ばれるアドレスが導入されている。IPアドレスは、OSI (Open Systems Interconnection) 参照モデルで言う「ネットワーク層」で規定されている32ビットすなわち4バイト長のアドレスである。IPアドレスには、世界規模のインターネット上で一意に識別される「グローバル・アドレス」と、特定の企業内などプライベートなネットワーク空間内でのみ通用する「プライベート・アドレス」の2つに区分される。以下では、主として、グローバル・アドレスに関して議論する。

【0007】

世界規模のインターネットでは、IANA (Internet Assigned Numbers Authority) と呼ばれる世界的組織が、IPのグローバル・アドレスやドメイン名を管理している。IANAは、米国のInterNIC (Network Information Center) やアジア太平洋地域におけるAPNIC (Asia Pacific Network Information Center)、ヨーロッパ地域におけるRIPE/NCC (Reseaux IP Europeans Network Coordination Centre) など、IPアドレスやドメイン名を地域的に管理する下位組織の各々に対して、アドレス・ブロックを割り当てている。これら地域NICは、さらに、自己に割り当てられたアドレス・ブロックを適当な大きさに分割して、JPNICなどの各国のNICに割り当てている。個々のインターネット・サービス・プロバイダ (ISP: Internet Service Provider) (以下、単に「プロバイダ」とする) は、自己の直近上位に相当する各国のNICからアドレス・ブロックを取得する。また、各企業や大学などは、自己の直近上位に位置付けられるプロバイダからアドレス・ブロックを取得して、自己の下位に位置付けられる各事業所や各研究室などに対してさらにアドレス・ブロックを分配する。

【0008】

図12は、IPアドレスの管理や割り当てという観点から、インターネット上の各サーバ間の関係を階層構造的に表現している。上述したように、上位サーバは、自己が持つアドレス・ブロックを下位サーバに割り当てる。アドレス・ブロックの割り当ては、通常、下位サーバからの要求に応じて行われる。但し、図12に階層的に表現した上位及び下位サーバ間の関係は、必ずしも物理的な接続関係を意味しない。言い換えれば、図12に示す階層構造は、アドレス・ブロックの割当というネットワーク管理上の要請に従って形成された論理的な関係を表記したものである。

【0009】

インターネット上でホストを一意に識別するIPアドレスは、外部ネットワークから特定のネットワーク（LAN）を指定するためのネットワーク・アドレスと、1つのネットワーク（LAN）内に接続された特定のコンピュータを指定するためのホスト・アドレスとで構成される。IPアドレスは、インターネット接続には欠かせないが、32ビットという固定長であり、その数に限りがある。近年の接続サーバ数の爆発的な増大に伴ない、IPアドレスの枯渇が問題視されるようになってきている。

【0010】

また、インターネットの物理構成は常に変化している。すなわち、世界中の何処かでは、絶えずネットワークの接続や切断が行われ、あるいは、物理リンクやルータの故障などに伴って同一地点間を結ぶ経路は動的に変化している。これらの変化のうち、アドレス管理に関係があるものは以下の4つに分類される（図13を参照のこと）。

【0011】

- (1) ネットワークが新たに付け加わる（追加）。
- (2) ネットワークが取り除かれる（削除）。
- (3) ネットワークが別の位置へ移動する（移動）。
- (4) ネットワーク・アドレスを付け替える（付け替え）。

【0012】

これらは全て、アドレスの「割当」と「返却」という2通りの操作だけで処理することができる。例えば、「ネットワークの追加」では、アドレス・ブロックの必要量が見積もられ、割り当てられる。割り当てる主体は、インターネット・サービス・プロバイダ（ISP）や組織内の管理者など、追加されるネットワークの規模や性質に応じて定まる。

【0013】

また、「ネットワークの削除」では、使用していたアドレスを返却する必要がある。「ネットワークの移動」は、例えばプロバイダの変更（あるいは同一プロバイダ内の別のセグメントへの接続）などに相当する。現在のインターネットでは、経路情報を徒に増やさないために、プロバイダを変更した場合は新しいアドレス・ブロックを要求するとともに、古いアドレス・ブロックを返却する必要がある。

【0014】

「付け替え」では、古いアドレス・ブロックを回収して、その代わりに新しいアドレス・ブロックを割り当てる。「付け替え」だけは、必ずしもネットワーク構成の変化を伴わない。例えば、ネットワーク内のホスト数が増えたためにアドレス・ブロックが新たに必要となった場合、経路情報が増えないように隣接するアドレス・ブロックを割り当てるようにする。もしこれが可能でないなら、アドレスの付け替えを行う。また、アドレスの割当と返却を繰り返すうちに細分化されたアドレス空間を整理する場合にも、付け替えを行う必要がある。

【0015】

上述したように、インターネットは世界規模に展開した巨大ネットワークであり、ネットワークの構成や規模、接続コンピュータ数などは激しく変化している。それにも拘らず、アドレスの割当に関する上記の各作業は、未だ人間が手作業で行っているのが実情である。このため、世界の各地で発生している動的な変化に対応できないばかりでなく、有限なアドレス利用の無駄が生じている。すなわち、運用効率がよくない。

【0016】

近年になって、” Dynamic Host Configuration

Protocol” (DHCP) /*/やIPv6 Auto Configuration/**/のようなIPアドレス自動割当機構が開発されてきた。

【0017】

このうち、DHCPは、ネットワーク構築に必要な手作業の自動化を目的とするものであり、ネットワーク上に少なくとも1台のDHCPサーバを設置することで実現される。

【0018】

DHCPサーバには、最初にネットワークのIPアドレス範囲やサブネットマスクなどの必要な情報を入力しておく。IPアドレスを取得する必要のあるクライアントは、まずDHCPサーバがネットワーク上に存在するか否かを確認するためのパケット(DHCPDISCOVER)をブロードキャストする。DHCPサーバは、このDHCPDISCOVERパケットを検出すると、これに応答するパケット(DHCPOFFER)をブロードキャストする。

【0019】

次いで、クライアントは、DHCPOFFERに応答して、IPアドレスの要求パケット(DHCPREQUEST)をブロードキャストし、これに対してDHCPサーバはIPアドレスの決定を行った後に、IPアドレスとサブネットマスク(DHCPACK)をブロードキャストする。クライアントは、DHCPACKパケットを受け取って自己のIPアドレスの取得を完了する。

【0020】

DHCPサーバはIPアドレスのリース期間の制約を付けるとともに、クライアントに再度IPアドレスの取得を許容することで、IPアドレスの再利用を円滑化することができる。

【0021】

また、IPv6は、アドレス空間の拡張とルーティングの負荷の低減を主な目標として、IETF(Internet Engineering Task Force)等で協議され標準化されたプロトコルである。

【0022】

IPv6では、IPのネットワーク・アドレスに相当するPrefixと、各

ホストが固有に持つMAC (Media Access Control) アドレスに相当するEUIとを組み合わせることでIPv6アドレスを生成することで、世界中で一意的なアドレスの自動生成機能を実現している。この機能によって、ネットワークのユーザは、複雑なアドレス設定から解放される。しかしながら、このアドレス自動設定は、単一のセグメント（すなわち、ネットワークの単位。例えば同軸ケーブルでLANを構築した場合はその終端から終端まで）内でしか利用することができない。

【0023】

また、これら上述した2つのアドレス自動割当機構はいずれも、単体のホストを対象としたものであり、ネットワーク単位での自動アドレス割当に適用することはできない。すなわち、スケーラビリティに欠ける。

【0024】

また、本発明者等は、ネットワーク単位でのアドレス自動管理機構を実現した "Dynamic Network Configuration Protocol (DNCP)" /***/なる手法を既に提案している。

【0025】

DNCPは、まず、各ホスト間の物理的な接続関係が形成されたネットワーク・トポロジ（図14（a）を参照のこと）に基づいて階層的な木構造（Spanning Tree：図14（b）を参照のこと）を構築して、次いで、この木構造に従ってアドレスの割当を行うものである。ネットワークを階層モデルとして扱うことにより、スケーラビリティを比較的高く保つことができる。

【0026】

図15には、DNCPによるアドレス割当方式を模式的に図解している。まず、ネットワーク・トポロジに従って、各サーバ間の木構造が形成される。図15（a）に示す例では、ルート・サーバRSの直近下位には、2つのサーバS1及びS2が存在し、さらに、サーバS1の下位として2つのサーバS3及びS4が位置付けられている。図15（b）に示すように、ルート・サーバRSに原初的に割り当てられたアドレス・ブロックは適当に分割されて、ルート・サーバRS自身（同図中の斜線部分）と、その下位サーバS1及びS2の各々（同図中のド

ット部分)に割り当てられる。ルート・サーバRSは、自身に残したアドレス・ブロックをプールしておく。また、サーバS2の下位に位置付けられた(すなわち、さらにアドレスを割り当てるべき)サーバが存在しないので、サーバS2も割り当てられたアドレス・ブロックをプールしておく(同図中の斜線部分)。これに対し、サーバS1の下位にはサーバS3とS4が存在するので、さらに再帰的にアドレス・ブロックの割り当てを行わなければならない。すなわち、サーバS1に割り当てられたアドレス・ブロックは適当に分割されて、サーバS1自身(同図中の斜線部分)と、その下位サーバS3及びS4の各々(同図中のドット部分)に割り当てられる。サーバS1は、自身に残したアドレス・ブロックをプールしておく。同様に、サーバS3及びS4も、自己に割り当てられたアドレス・ブロックをプールしておく(同図中の斜線部分)。

【0027】

すなわち、DNCPによれば、上位のサーバがアドレス・ブロックを逐次分割して下位のサーバに割り当てることによって、効率的な自動アドレス割当を実現することができる。

【0028】

比較的小規模なネットワーク内であれば、ネットワークの物理的構成は静的なものとして捉えることができる(あるいは動的であっても全ての変化を掌握し得る)ので、DNCPを適用することができる。これに対し、インターネットのような広域的なネットワークでは、世界中の何処かで絶えずネットワークの接続や切断が行われ、ネットワークの物理的構成は常に変化している。このように物理的構成が動的に変動することは、アドレス割当のための木構造も変動することを意味し、ゆえにDNCPをそのまま世界規模のネットワーク管理に適用することはできない。すなわち、スケーラビリティに欠ける。

【0029】

〈注釈〉

* : DHCPについては、R. Droms 著の”Dynamic Host Configuration Protocol”(RFC 2131, March 1997)や、富永、寺岡、村井共著の”Problems and S

olutions of DHCP" (Proceedings of INET' 95, Vol. 1, pp. 481-490, June 1995) に記載されている。DHCPは、RFC (Request for Comments) 1533, 1534, 1541, 1542で定義されているとともに、このプロトコル自体はOSI (Open Systems Interconnection) のアプリケーション層とプレゼンテーション層をカバーしている。

【0030】

**: IPv6 Auto Configurationについては、例えば、A. Thomson及びT. Narten共著の"IPv6 Stateless Address Auto-configuration" (RFC 1971, Aug. 1996) に記載されている。

【0031】

***: DNCPについては、富永、寺岡、村井共著の論文「階層的手法を用いた動的ネットワーク設定機構」(日本ソフトウェア科学会学会誌「コンピュータソフトウェア」1999年1月号) に記載されている。

【0032】

【発明が解決しようとする課題】

本発明の目的は、ネットワークに接続された各ホストを識別するためのアドレスを自動的に割り当てることができる、優れたアドレス自動割当・管理技術を提供することにある。

【0033】

本発明の更なる目的は、階層化構造が形成され、上位サーバが下位サーバにアドレスを割り当てるネットワークにおいて、アドレスの割当を好適に管理することができる、優れたアドレスの自動割当・管理技術を提供することにある。

【0034】

本発明の更なる目的は、階層化構造が形成され、上位サーバが下位サーバにアドレスを割り当てる広域的なネットワークにおいて、該ネットワークに対する外部ネットワークの新規な接続(追加)、切断(削除)、接続点の変更(移動)、使用アドレスの変更(付け替え)などの事象に対してアドレス割当を好適に管理

することができる、優れたアドレスの自動割当・自動回収技術を提供することにある。

【 0 0 3 5 】

【課題を解決するための手段】

本発明は、上記課題を参酌してなされたものであり、その第 1 の側面は、接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワークにおける自動アドレス管理方法であって、末端部分が中核部分に対して接続される際に、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みるステップと、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するステップと、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するステップと、

を具備することを特徴とする自動アドレス管理方法である。

【 0 0 3 6 】

本発明の第 1 の側面に係る自動アドレス管理方法において、前記ステップ (a) では、前記代表サーバは、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うようにしてもよい。

【 0 0 3 7 】

また、前記ステップ (a) では、前記代表サーバは自身の IP アドレスの取得を要求するようにしてもよい。

【 0 0 3 8 】

また、前記ステップ (a) では、DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) 又は IPCP (Internet Protocol Control Protocol) に従って前記代表サ

サーバにアドレスを自動的に割り当てるようにしてもよい。

【0039】

また、前記ステップ (b) では、アドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバが十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うようにしてもよい。

【0040】

また、前記ステップ (c) では、DNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配するようにしてもよい。

【0041】

また、本発明の第2の側面は、接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワーク上で、末端部分のための対外リンクを持つ代表サーバとして機能するルータであって、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みる接続手段と、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するアドレス取得手段と、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するアドレス分配手段と、

を具備することを特徴とするルータである。

【0042】

本発明の第2の側面に係るルータにおいて、前記接続手段 (a) は、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うようにしてもよい。

【0043】

また、前記接続手段 (a) は、前記代表サーバ自身のIPアドレスの取得を要

求するようにしてもよい。

【0044】

また、前記接続手段 (a) は、DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) 又は IPCP (Internet Protocol Control Protocol) に従って前記代表サーバのアドレスの自動割当を受けてもよい。

【0045】

また、前記アドレス取得手段 (b) からのアドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバは、十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うようにしてもよい。

【0046】

また、前記アドレス分配手段 (c) は、DNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配するようにしてもよい。

【0047】

また、本発明の第3の側面は、接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワークに接続されたコンピュータ・システムをルータとして機能させるためのコンピュータ・プログラムを有形的且つコンピュータ可読な形式で提供するプログラム提供媒体であって、前記コンピュータ・プログラムは、末端部分が中核部分に対して接続される際に自動アドレス管理を行うための、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みるステップと、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するステップと、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するステップと、

を具備することを特徴とするプログラム提供媒体である。

【0048】

本発明の第3の側面に係るプログラム提供媒体において、前記ステップ(a)では、前記代表サーバは、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うようにしてもよい。

【0049】

また、前記ステップ(a)では、前記代表サーバは自身のIPアドレスの取得を要求するようにしてもよい。

【0050】

また、前記ステップ(a)では、DHCP(Dynamic Host Configuration Protocol)又はIPCP(Internet Protocol Control Protocol)に従って前記代表サーバにアドレスが自動的に割り当てられてもよい。

【0051】

また、前記ステップ(b)では、アドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバが十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うようにしてもよい。

【0052】

また、前記ステップ(c)では、DNCP(Dynamic Network Configuration Protocol)に従って末端部分内の各サーバに対してアドレス・ブロックを分配するようにしてもよい。

【0053】

また、本発明の第4の側面は、接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とからなり、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するという上下関係が形成された広域ネットワークに接続されたコンピュータ・システムをルータ

として機能させるためのコンピュータ・プログラムを有線又は無線を介して伝送するプログラム伝送シグナルであって、前記コンピュータ・プログラムは、末端部分が中核部分に対して接続される際に自動アドレス管理を行うための、

(a) 末端部分に含まれる対外リンクを持つ代表サーバが、中核部分に含まれるあるセグメントに対して接続を試みるステップと、

(b) 前記代表サーバが、前記セグメントを管理する上位サーバに対してアドレス・ブロックの割当を要求するステップと、

(c) 前記代表サーバが前記末端部分内でアドレス・ブロックを分配するステップと、

を具備することを特徴とするプログラム伝送シグナルである。

【0054】

本発明の第4の側面に係るプログラム伝送シグナルにおいて、前記ステップ(a)では、前記代表サーバは、前記セグメント上の上位サーバが持つ既知のアドレスを用いた接続の要求を行うようにしてもよい。

【0055】

また、前記ステップ(a)では、前記代表サーバは自身のIPアドレスの取得を要求するようにしてもよい。

【0056】

また、前記ステップ(a)では、DHCP(Dynamic Host Configuration Protocol)又はIPCP(Internet Protocol Control Protocol)に従って前記代表サーバにアドレスが自動的に割り当てられてもよい。

【0057】

また、前記ステップ(b)では、アドレス・ブロックの割当要求を受信した上位サーバが十分なアドレス・プールを保有していない場合には、さらに上位のサーバに対してアドレス・ブロックの割当要求を再帰的に行うようにしてもよい。

【0058】

また、前記ステップ(c)では、DNCP(Dynamic Network Configuration Protocol)に従って末端部分内の各サ

ーバに対してアドレス・ブロックを分配するようにしてもよい。

【0059】

【作用】

本発明の実施に供される広域的ネットワークは、接続関係が静的で既に割り当てられたアドレスが固定的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続されるアドレスが不定の末端部分とで構成される。また、広域的ネットワーク上では、アドレスの割当という観点から、各サーバ間では上位サーバと下位サーバという関係が成立している。すなわち、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却するようなメカニズムになっている。

【0060】

ネットワークの追加時におけるアドレス割当は、ネットワークの中核部分におけるアドレス割当フェーズと、末端部分におけるアドレス割当フェーズに分かれる。中核部分におけるアドレス割当フェーズが開始する前提として、代表サーバには、接続先となるセグメント上の上位サーバのアドレスすなわちIPアドレスが通知されているものとする。あるいは、接続先が、上位サーバの下位サーバとして位置付けられている1以上のルータによって相互接続されたセグメントである場合には、このセグメント上のルータのIPアドレスが代表サーバに通知されているものとする。

【0061】

まず、代表サーバは、広域的ネットワークへの対外リンクを果たすために、自らのIPアドレスを取得する。そして、代表サーバは、直近の上位サーバ、すなわち接続したセグメント上の上位サーバに対して、自らのIPアドレスを識別子として登録する。あるいは、接続先が、上位サーバの下位サーバとして位置付けられている1以上のルータによって相互接続されたセグメントである場合には、このセグメント上のルータに対して、代表サーバは自己のIPアドレスの登録作業を行う。

【0062】

代表サーバに割り当てられるIPアドレスは、広域ネットワークの中核部分に

において手動又は自動のいずれによって設定されてもよい。自動で IP アドレスを設定する 1 つの例は DHCP (前述) である。また、自動設定の他の例は、IP CP (Internet Protocol Control Protocol) である。

【0063】

次いで、代表サーバは、ネットワークの末端、すなわち代表サーバ自らが管理するネットワーク管理ユニット内で使用するアドレス・ブロックの割当を、直近の上位サーバに対して要求する。

【0064】

割当要求メッセージを受信した上位サーバが、十分なアドレス・プールを保有していれば、代表サーバに対してアドレス・ブロックの割当を行うことで、広域的ネットワークの中枢部分におけるアドレス・ブロックの割当処理は終了する。上位サーバが十分なアドレス・プールを持たない場合には、さらに上位のサーバに対して再帰的にアドレス・ブロックの割当要求を行えばよい。

【0065】

代表サーバが対外リンクを介してアドレス・ブロックを取得すると、次いで、末端部分におけるアドレス割当、すなわちネットワーク管理ユニット内におけるアドレス割当を行う。

【0066】

小規模なネットワーク管理ユニット内では、例えば、DNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) を適用して、ユニット内の各ホストに対してアドレスを自動的に割り当てることができる。すなわち、上位のサーバがアドレス・ブロックを逐次分割して下位のサーバに割り当てることによって、効率的な自動アドレス割当を行うことができる。

【0067】

本発明の第 3 の側面に係るプログラム提供媒体は、例えば、様々なプログラム・コードを実行可能な汎用コンピュータ・システムに対して、コンピュータ・プログラムを有形的且つコンピュータ可読な形式で提供する媒体である。媒体は、CD (Compact Disc) や FD (Floppy Disc)、MO (

Magnetooptical disc) などの着脱自在で可搬性の記憶媒体、あるいは、ネットワーク（ネットワークは無線、有線の区別を問わない）などの伝送媒体など、その形態は特に限定されない。また、本発明の第4の側面に係るプログラム伝送シグナルは、汎用コンピュータ・システム上で実行可能なプログラム・コードを、有線又は無線を介して伝送可能な形態に変換されたシグナルである。

【0068】

このようなプログラム提供媒体又は伝送シグナルは、コンピュータ・システム上で所定のコンピュータ・プログラムの機能を実現するための、コンピュータ・プログラムと提供媒体又は伝送シグナルとの構造上又は機能上の協働的關係を定義したものである。換言すれば、本発明の第3又は第4の各側面に係るプログラム提供媒体又はプログラム伝送シグナルを介して所定のコンピュータ・プログラムをコンピュータ・システムにインストールすることによって、コンピュータ・システム上では協働的作用が発揮され、本発明の第1の側面と同様の作用効果を得ることができる。

【0069】

本発明のさらに他の目的、特徴や利点は、後述する本発明の実施例や添付する図面に基づくより詳細な説明によって明らかになるであろう。

【0070】

【発明の実施の形態】

以下、図面を参照しながら本発明の実施例を詳解する。

【0071】

本実施例で扱うネットワークはいわゆる「クライアントーサーバ」型モデルであるとする。ネットワークを構成する各セグメント（すなわち、ネットワークの単位。例えば同軸ケーブルでLANを構築した場合はその終端から終端まで）はルータによって相互接続されている。本実施例では、ネットワーク上の全てのルータはサーバとして動作するものとする。また、クライアントは、ネットワーク上のルータ以外のコンピュータ（ホスト）において動作するものとする。また、サーバ間では、アドレスの割当という観点から上位／下位の關係が形成されてい

る。

【0072】

また、本実施例では、インターネットのような広域的なネットワークがある既存の状態 k から状態 $k+1$ へと変化した場合において、この変化に対応したアドレス管理を世界規模で自動的に行うことを想定する。ある既存の状態 k とは、IANA、各地域NIC、各国NICや、これらの下位に位置付けられた多数のプロバイダが既にインターネット上に存在し、且つ、インターネット上に既に存在する各サーバにはIPアドレスやアドレス・ブロックが分配されている状態を意味する。また、インターネット上における「変化」は、ネットワークの追加、削除、移動、アドレスの付け替えなどを指す（上述及び図13を参照のこと）。

【0073】

インターネットが状態ゼロ、すなわち全くの初期状態からブートし直さなければならない事態は、将来にわたって発生し得ないと予想されるので、上記の前提は妥当なものと解する。

【0074】

また、インターネットのような広域的なネットワークでは、物理的及び／又は論理的な接続関係が固定的でほとんど変化しない静的な部分と、接続や切断などの事象が頻繁に発生して物理的及び／又は論理的な接続関係が動的に変化する部分とに大別される。

【0075】

前者の静的なネットワーク部分は、各国NIC (Network Information Center) やその上位の地域NIC、IANA (Internet Assigned Numbers Authority) などに相当し、本明細書ではネットワークの「中枢」と呼ぶことにする。中枢部分では、インターネットへの接続状態が固定的・不変的で、既に割り当てられているIPアドレスによって互いのホストを識別して通信し合うことができる。

【0076】

他方、後者の動的なネットワーク部分は、NICにIPアドレス・ブロックの割当を受けるプロバイダ (ISP) や、さらにその下位に位置付けられる大学や

会社などの組織に相当し、本明細書ではネットワークの「末端」と呼ぶことにする。末端部分は、原初的には自身のIPアドレスを持たず、したがって、新規にインターネット接続を試みる時にはIPアドレスによる通信が不能である。

【0077】

既に【従来の技術】の欄でも述べたように、IPアドレスの割当は、基本的に、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるという形式で行われる。また、下位サーバは、上位サーバに対しアドレス管理を委譲することができる。

【0078】

次に、本発明におけるアドレス・ブロックの自動管理について説明する。図1には、本発明に従ったアドレス・ブロックの状態遷移を図解している。同図に示すように、アドレス・ブロックは、"Null", "Free", "Allocated", "Requesting", "Request Failure", "Retrieving", "Retrieval Failure", "Reserving", 及び"Deprecating" という9個の状態をとることができる。また、本実施例では、アドレス・ブロックの自動管理のために以下の表に示すようなメッセージが定義されている。

【0079】

【表1】

名 称	用 途
AllocRequest	下位サーバから上位サーバへのアドレス割当要求
ReleaseRequest	上位サーバから下位サーバへのアドレス返却要求
Alloc	上位サーバから下位サーバへのアドレス割当
Release	下位サーバから上位サーバへのアドレス返却
AllocReqNack	下位サーバからの AllocRequest に対する拒否
ReleaseReqNack	上位サーバからの ReleaseRequest に対する拒否
AllocReqAck	AllocRequest を上位サーバが受信し、処理中であることを示す確認応答。(受信した下位サーバは、一定時間経過後に AllocRequest を再送する。)
ReleaseReqAck	ReleaseRequest を下位サーバが受信し、処理中であることを示す確認応答。(受信した上位サーバは、一定時間経過後に ReleaseRequest を再送する。)
Migrate	下位サーバから上位サーバへの事前のネットワーク移動要求
MigrateAck	上位サーバからの Migrate に対する確認応答

【0080】

本実施例に係る自動アドレス管理方式では、上位サーバから下位サーバへのアドレス・ブロックの割当と、下位サーバから上位サーバへのアドレス・ブロックの返却という2つの操作を基本として動作する。また、[表1]に示すメッセージを用いたアドレスの割当・返却トランザクションにおいて、割当や返却を要求する要求元ホストがメッセージの再送に対する責任を負うものとする。以下、図1を参照しながら説明する。

【0081】

1. Null 状態

”Null”は、アドレス・ブロックの初期状態であり、その管理権限は他のサーバにある。

【0082】

このNull状態で、上位サーバからReleaseRequestを受信すると、上位サーバに対してReleaseを送信してアドレス・ブロックを返却する。この結果、アドレス・ブロックはNull状態を維持する(Tr1)。

また、自サーバ内でアドレスが不足すると、AllocRequestを上位サーバに送信してアドレス・ブロックの割当を要求する。この結果、アドレス・ブロックはRequesting状態（後述）に遷移する（Tr2）。これに対して、上位サーバからAllocを受信してアドレス・ブロックの割当を受けると、このアドレス・ブロックはFree状態に遷移する（Tr3）。

また、下位サーバからAllocRequestを受信すると、下位サーバにAllocReqAckを送信して確認応答する。自サーバ内のアドレス・プールが不足している場合には、さらに上位サーバに対してAllocRequestを発行してアドレス・ブロックの割当を要求する。この場合、アドレス・ブロックはReserving（後述）状態に遷移する（Tr4）。

【0083】

【表2】

イベント	処理内容	次の状態
上位サーバから ReleaseRequest を受信	上位サーバへ Release を送信	Null 状態
アドレスが自サーバで不足	AllocRequest を上位サーバへ送信	Requesting 状態
上位サーバから Alloc を受信	なし	Free 状態
下位サーバから AllocRequest を受信	下位サーバに AllocReqAck を送信し、上位サーバに AllocRequest を送信	Reserving 状態

【0084】

2. Free 状態

”Free”とは、下位サーバやクライアントに割り当てられていないアドレス・ブロックの状態である。すなわち、Free状態のアドレス・ブロックは自サーバにおいてプールされている。

【0085】

このFree状態で、上位サーバからReleaseRequestを受信すると、上位サーバへReleaseを送信してアドレス・ブロックを返却する。この結果アドレス・ブロックはNull状態に遷移する（Tr5）。

また、下位サーバからAllocRequestを受信すると、下位サーバに

対してAllocを送信してアドレス・ブロックを割り当てる。この結果、アドレス・ブロックはAllocated状態（後述）に遷移する（Tr6）。

また、管理しているサブネットにおいてIPアドレスが不足すると、クライアント群に対するIPアドレスの割当を開始して、アドレス・ブロックはAllocated状態（後述）に遷移する（Tr7）。

【0086】

【表3】

イベント	処理内容	次の状態
上位サーバからReleaseRequestを受信	上位サーバへReleaseを送信	Null状態
下位サーバからAllocRequestを受信	下位サーバにAllocを送信	Allocated状態
管理しているサブネットでIPアドレスが不足	クライアント群にIPアドレスの割当を開始	Allocated状態

【0087】

3. Allocated状態

”Allocated”は、下位サーバに管理権限を委譲したアドレス・ブロック、あるいは個々のクライアントへのIPアドレス割当に用いられているアドレス・ブロックの状態である。

【0088】

このAllocated状態で、管理を委譲した下位サーバからAllocRequestを受信すると、下位サーバにAllocを送信してアドレス・ブロックを割り当てる。この結果、アドレス・ブロックは、Allocated状態を維持する（Tr8）。

また、管理を委譲した下位サーバ以外からAllocRequestを受信すると、その要求元サーバに対してAllocReqNackを送信して、アドレス・ブロックの割当を拒否する。この場合、アドレス・ブロックはAllocated状態を維持する（Tr9）。

また、下位サーバにおいてアドレスが余剰状態となると、ReleaseRequestを下位サーバに送信して、アドレス・ブロックの返却を要求する。この

結果、アドレス・ブロックはRetrieving状態（後述）に遷移する（Tr10）。

また、下位サーバからReleaseを受信してアドレス・ブロックが返却されると、このアドレス・ブロックはFree状態に遷移する（Tr11）。

また、上位サーバからReleaseRequestを受信すると、要求元の上位サーバに対してReleaseReqAckを送信して確認応答する。そして、もし返却要求されたアドレス・ブロックが既に下位サーバに委譲したアドレス・ブロックならば、下位サーバに対してReleaseRequestを送信する。また、返却要求されたアドレス・ブロックがクライアントに割り当てたアドレス・ブロックであれば、IPアドレスの回収を開始する。これらの場合はいずれも、アドレス・ブロックはDeprecating状態（後述）に遷移する（Tr12）。

【0089】

【表4】

イベント	処理内容	次の状態
管理を委譲した下位サーバからAllocRequestを受信	下位サーバにAllocを送信	Allocated 状態
管理を委譲した下位サーバ以外からAllocRequestを受信	要求元サーバにAllocReqNackを送信	Allocated 状態
下位サーバでアドレスが余剰	ReleaseRequestを下位サーバへ送信	Retrieving 状態
下位サーバからReleaseを受信	なし	Free 状態
上位サーバからReleaseRequestを受信	上位サーバにReleaseReqAckを送信し、下位サーバに委譲したアドレス・ブロックならば下位サーバにReleaseRequestを送信し、クライアントに割り当てたアドレス・ブロックならばIPアドレスの回収を開始	Deprecating 状態

【0090】

4. Requesting 状態

上位サーバに割当を要求中のアドレス・ブロックはRequesting状態にある。

【0091】

このRequesting状態で、上位サーバからAllocを受信すると、このサーバにアドレス・ブロックの管理権限が渡される。この結果、アドレス・ブロックはFree状態に遷移する(Tr13)。

また、上位サーバからAllocReqAckを受信すると、一定時間経過後に上位サーバにAllocRequestを再送信し、アドレス・ブロックはRequesting状態を維持する(Tr14)。さらに一定時間が経過すると、上位サーバにAllocRequestを再送信し、アドレス・ブロックはRequesting状態を維持する(Tr15)。

また、AllocRequestのN回再送信してから一定時間経過した後、あるいは、上位サーバからAllocReqNackを受信してアドレス・ブロックの割当要求に失敗したときには、アドレス・ブロックはRequest Failure状態(後述)に遷移する(Tr16, Tr17)。但し、再送回数Nは設定変更可能である。

【0092】

【表5】

イベント	処理内容	次の状態
上位サーバからAllocを受信	なし	Free 状態
上位サーバからAllocReqAckを受信	一定時間後に上位サーバへAllocRequestを再送信	Requesting 状態
一定時間経過	上位サーバにAllocRequestを再送信	Requesting 状態
AllocRequestをN回再送した後、一定時間経過	なし	Request Failure 状態
上位サーバからAllocReqNackを受信	なし	Request Failure 状態

【0093】

5. Request Failure 状態

”Request Failure”とは、AllocReqNackにより割当が拒否され、割当要求の再送信が一定時間禁止されているアドレス・ブロックの状態に相当する。

【0094】

このRequest Failure状態で、下位サーバからAllocRequestを受信すると、この下位サーバに対してAllocReqNackを送信する。この結果、アドレス・ブロックはRequest Failure状態を維持する(Tr18)。

また、この状態で一定時間が経過すると、アドレス・ブロックはNull状態に遷移する(Tr19)。

また、上位サーバからAllocを受信してアドレス・ブロックが割り当てられると、アドレス・ブロックはFree状態に遷移する(Tr20)。

【0095】

【表6】

イベント	処理内容	次の状態
下位サーバから AllocRequest を受信	下位サーバへ AllocReqNack を送信	Request Failure 状態
一定時間経過	なし	Null 状態
上位サーバから Alloc を受信	なし	Free 状態

【0096】

6. Retrieving状態

下位サーバに対してReleaseRequestを送信して返却要求中のアドレス・ブロックは、Retrieving状態にある。

【0097】

このRetrieving状態で、下位サーバからReleaseを受信してアドレス・ブロックが返却されると、アドレス・ブロックはFree状態に遷移する(Tr21)。

また、下位サーバからReleaseReqAckを受信すると、一定時間経過後に下位サーバにReleaseRequestを再送信し、アドレス・ブロックはRetrieving状態を維持する(Tr22)。

また、Retrieving状態が一定時間以上継続すると、アドレス・ブロックの返却に失敗したとみなされ、アドレス・ブロックはRetrieval

Failure状態（後述）に遷移する（Tr23）。また、下位サーバからReleaseReqNackを受信してアドレス・ブロックの返却が拒否された場合も、アドレス・ブロックの返却に失敗したとみなされ、アドレス・ブロックはRetrieval Failure状態（後述）に遷移する（Tr24）。

【0098】

【表7】

イベント	処理内容	次の状態
下位サーバからReleaseを受信	なし	Free 状態
下位サーバからReleaseReqAckを受信	一定時間後に下位サーバにReleaseRequestを再送信	Retrieving 状態
一定時間経過	下位サーバにReleaseRequestを再送信	Retrieving 状態
ReleaseRequestをN回再送信した後、一定時間経過	なし	Retrieval Failure 状態
上位サーバからReleaseReqNackを受信	なし	Retrieval Failure 状態

【0099】

7. Retrieval Failure 状態

アドレスの返却要求に対して下位サーバからReleaseReqNackで返却が拒否されたアドレス・ブロックはRetrieval Failure状態となる。この状態に遷移すると、一定時間が経過するまでは、返却要求メッセージReleaseの再送信が禁止される。

【0100】

このRetrieval Failure状態で、上位サーバからReleaseRequestを受信すると、上位サーバに対してReleaseReqNackを送信してアドレス・ブロックの返却を拒否し、アドレス・ブロックはRetrieval Failure状態を維持する（Tr25）。

また、この状態で一定時間が経過すると、アドレス・ブロックはAllocated状態に遷移して、アドレス・ブロックの管理権限が下位サーバに委譲される（Tr26）。

また、下位サーバからReleaseを受信してアドレス・ブロックが返却さ

れる。この結果、アドレス・ブロックはFree状態に遷移する(Tr27)。

【0101】

【表8】

イベント	処理内容	次の状態
上位サーバから ReleaseRequest を受信	上位サーバに ReleaseReqAck を送信	Retrieval Failure 状態
一定時間経過後	なし	Allocated 状態
下位サーバから Release を受信	なし	Free 状態

【0102】

8. Reserving 状態

Reserving は、下位サーバからのアドレス割当要求 AllocRequest を受信して、さらに上位サーバに割当要求中のアドレス・ブロックの状態である。上位サーバからアドレス・ブロックの割当を受けると、直ちに下位サーバに対する割当処理が行われるようになっている。

【0103】

Reserving 状態で、上位サーバから Alloc を受信してアドレス・ブロックの割当を受けると、下位サーバに Alloc を送信してアドレス・ブロックを割り当てる。この結果、アドレス・ブロックは Allocated 状態に遷移する(Tr28)。

他方、上位サーバから AllocReqNack を受信してアドレス・ブロックの割当が拒否されると、下位サーバに対して AllocReqNack を送信して割当を拒否する。この結果、アドレス・ブロックは Request Failure 状態に遷移する(Tr29)。また、Reserving 状態が一定時間以上継続した場合も、下位サーバに対して AllocReqNack を送信して割当を拒否して、アドレス・ブロックは Request Failure 状態に遷移する(Tr30)。

以前と同一の下位サーバから AllocRequest を受信した場合は、この下位サーバに AllocReqAck を返して確認応答するとともに、上位サーバに対して AllocRequest を送信してアドレス・ブロックの割当を

要求し、アドレス・ブロックはReserving状態を維持する(Tr31)。また、以前とは異なる下位サーバからAllocRequestを受信した場合は、この下位サーバにAllocReqNackを返して、アドレス・ブロックの割当を拒否して、アドレス・ブロックはReserving状態を維持する(Tr32)。

また、上位サーバからAllocReqNackを受信してアドレス・ブロックの割当が拒否されると、タイマを延長して、アドレス・ブロックはReserving状態を維持する(Tr33)。

【0104】

【表9】

イベント	処理内容	次の状態
上位サーバからAllocを受信	下位サーバにAllocを送信	Allocated状態
上位サーバからAllocReqNackを受信	下位サーバにAllocReqNackを送信	Request Failure状態
一定時間経過後	下位サーバにAllocReqNackを送信	Request Failure状態
以前と同一の下位サーバからAllocRequestを受信	下位サーバにAllocReqAckを送信し、AllocRequestを上位サーバに送信	Reserving状態
以前と異なる下位サーバからAllocRequestを受信	下位サーバにAllocReqNackを送信	Reserving状態
上位サーバからAllocReqAckを受信	タイマを延長	Reserving状態

【0105】

9. Deprecating状態

”Deprecating”は、上位サーバからアドレス返却要求を受信し、さらに下位サーバに対してアドレス返却要求を送信したアドレス・ブロックの状態である。下位サーバからアドレス・ブロックが返却されると、直ちに上位サーバに対する返却処理が行われる。

【0106】

このDeprecating状態で、下位サーバからReleaseを受信してアドレス・ブロックの返却を受けると、直ちに上位サーバにReleaseを送信してアドレス・ブロックを返却する。この結果、アドレス・ブロックはNu

11状態に遷移する(Tr34)。同様に、クライアント群からのIPアドレスの回収が完了すると、直ちに上位サーバにReleaseを送信してアドレス・ブロックを返却し、アドレス・ブロックはNull状態に遷移する(Tr35)。

また、この状態で、下位サーバからReleaseReqNackを受信してアドレス・ブロックの返却が拒否された場合、上位サーバに対してReleaseReqNackを送信してアドレス・ブロックの返却を拒否する。この結果、アドレス・ブロックはRetrieval Failure状態に遷移する(Tr36)。同様に、Deprecating状態が一定時間継続した場合も、上位サーバに対してReleaseReqNackを送信してアドレス・ブロックの返却を拒否し、アドレス・ブロックはRetrieval Failure状態に遷移する(Tr37)。

上位サーバからReleaseRequestを受信してアドレス・ブロックの返却が要求されると、その上位サーバに対してReleaseReqAckを返して確認応答するとともに、下位サーバに対してReleaseRequestを送信してアドレス・ブロックの返却を要求し、アドレス・ブロックはDeprecating状態を維持する(Tr38)。他方、上位サーバ以外からReleaseRequestを受信した場合には、そのサーバに対してReleaseReqNackを返してアドレス・ブロックの返却を拒否し、アドレス・ブロックはDeprecating状態を維持する(Tr39)。

また、下位サーバからReleaseReqAckを受信した場合にはタイマを延長して、アドレス・ブロックはDeprecating状態を維持する(Tr40)。

【0107】

【表10】

イベント	処理内容	次の状態
下位サーバから Release を受信	上位サーバに Release を送信	Null 状態
クライアント群から IP アドレスの回収を完了	上位サーバに Release を送信	Null 状態
下位サーバから ReleaseReqNack を受信	上位サーバに ReleaseReqNack を送信	Retrieval Failure 状態
一定時間経過後	上位サーバに ReleaseReqNack を送信	Retrieval Failure 状態
上位サーバから ReleaseRequest を受信	上位サーバに ReleaseReqAck を送信し、下位サーバに Release Request を送信	Deprecating 状態
上位サーバ以外から ReleaseRequest を受信	要求元サーバに ReleaseReqNack を送信	Deprecating 状態
下位サーバから ReleaseReqAck を受信	タイマを延長	Deprecating 状態

【0108】

次いで、ネットワークの追加、削除、移動、付け替えの各々の事象がインターネット上で発生した場合における、本発明に従った自動アドレス管理の処理手順について説明する。

【0109】

1. ネットワークの追加

ここでは、インターネットのような広域的なネットワークの中枢部分に対して、ネットワーク管理の最小単位が新規に接続される場合について説明する。但し、ここで言うネットワーク管理の最小単位のことを、以下では「管理ユニット」とも言う。

【0110】

図2には、広域的ネットワークに対して、あるネットワーク管理ユニットが新規に接続される（すなわち追加される）様子を模式的に示している。

【0111】

このネットワーク管理ユニットは広域的ネットワークの末端部分である。図示の通り、ネットワーク管理ユニットは、対外リンクを持った1つのルータ（以下、「代表サーバ」とも呼ぶ）と、このルータに接続された物理セグメントで構成される。あるいは、ネットワーク管理ユニットは、対外リンクを持つ代表サーバ

としてのルータと、その他の1以上のルータと、各ルータによって相互接続された複数の物理セグメントで構成される。また、広域ネットワークは、無数の物理セグメントがルータによる相互接続を繰り返すことで、世界規模に成長したネットワークすなわちインターネットである。

【0112】

広域的ネットワークを構成する各セグメント上には、図示しない複数のホストが接続されている。ルータはいわゆる「サーバ」としても動作する。広域ネットワーク上では、各サーバ間では、アドレス割当という観点から、上位／下位の関係が形成されている（前述）。また、ルータ以外のホストはクライアントとして動作する。図2では、セグメントはイーサネット（Ethernet）を模した絵柄であるが、必ずしもこれに限定されない。

【0113】

図2に示す例では、広域的ネットワーク上に常設されたプロバイダが管理するセグメントSAに、ネットワーク管理ユニットの代表サーバBが接続されることで、ネットワークの追加が行われる。プロバイダのセグメントSAはサーバAによって管理されている。また、サーバAは、広域的ネットワークの中核部分に属するので、既にIPアドレス“IP-A”が割り当てられている。（但し、代表サーバBの接続先は、サーバAに接続されたセグメントSAに限定されない。例えば、セグメントSAに対してサーバA'（ルータ）経由で接続された別のセグメントSA'であってもよい。この場合、サーバA'はサーバAに対する下位のサーバ、すなわち上位サーバAからアドレス・ブロックの割り当てを受ける下位サーバである。サーバA'は自己のIPアドレス“IP-AA”を所有するものとし、以下の説明ではIP-AをIP-AAと読み替えることができる。当然、セグメントSA'に対しさらに別のルータ経由で接続されたセグメント（図示しない）が代表サーバBの接続先であってもよい。）

【0114】

本実施例では、ネットワークの追加時におけるアドレス割当は、ネットワークの中核部分におけるアドレス割当フェーズと、末端部分におけるアドレス割当フェーズに分かれる。中核部分におけるアドレス割当フェーズが開始する前提とし

て、代表サーバBには、サーバAのIPアドレス（IP-A）が通知されているものとする。

【0115】

まず、代表サーバBは、広域的ネットワークへの対外リンクを果たすために、自らのIPアドレスを取得する。これを仮に”IP-B”とする。そして、代表サーバBは、接続した物理セグメントSA上に存在する直近の上位サーバであるサーバAに対して、自らのIPアドレスIP-Bを識別子として登録する。

【0116】

なお、代表サーバに対するIPアドレスIP-Bは、広域ネットワークの中核部分において手動又は自動のいずれによって設定されてもよい。自動でIPアドレスを設定する1つの例はDHCP（前述）である。この場合、代表サーバBが接続しようとするセグメント上にはDHCPサーバが存在する必要がある。また、自動設定の他の例は、IPCP（Internet Protocol Control Protocol）である。IPCPは、PPP（Point-to-Point Protocol）に従ってTCP/IP（Transmission Control Protocol/Internet Protocol）を使用する場合のネットワーク制御プロトコルであり、RFC（Request For Comments）1332で規定されている（周知）。

【0117】

次いで、代表サーバBは、自らが管理するネットワーク管理ユニット内で使用するアドレス・ブロックの割当を、直近の上位サーバであるサーバAに対して要求する。この割当要求は、ネットワーク管理ユニットの代表サーバBが、上位サーバであるサーバAに対して”AllocRequest”という割当要求メッセージ（前述）を送信することにより行われる。

【0118】

割当要求メッセージを受信した上位サーバAが、アドレス・プール、すなわちFree状態で且つ十分なサイズのアドレス・ブロックを保有していれば、アドレス・ブロックの割当を意味するメッセージ”Alloc”を下位サーバである代表サーバBに返信することで、中核部分におけるアドレス・ブロックの割当処

理は終了する。

【0119】

これに対し、上位サーバAがFree状態で且つ十分なサイズのアドレス・ブロックを保有していない場合、上位サーバAは、下位サーバAに対して確認応答メッセージ”AllocReqAck”を返すとともに、さらに自身の直近上位のサーバに対してアドレス割当要求メッセージ”AllocRequest”を送信する。このようなAllocRequest及びAllocReqAckメッセージによるハンドシェイク手続きは、所望のアドレス・ブロックが確保されるまで、さらに上位のサーバに向かって再帰的に実行される。図3には、AllocRequest及びAllocReqAckを用いた再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解している。

【0120】

このようにして、代表サーバBが対外リンクを介してアドレス・ブロックを取得すると、次いで、末端部分におけるアドレス割当、すなわちネットワーク管理ユニット内におけるアドレス割当を行う。

【0121】

小規模なネットワーク管理ユニット内では、例えば、[従来の技術]の欄で説明したDNCP (Dynamic Network Configuration Protocol) を適用して、ユニット内の各ホストに対してアドレスを自動的に割り当てることができる。すなわち、上位のサーバがアドレス・ブロックを逐次分割して下位のサーバに割り当てることによって、効率的な自動アドレス割当を行うことができる。

【0122】

2. ネットワークの削除

次いで、インターネットのような広域的なネットワークの中枢部分から、末端に位置付けられたあるネットワーク管理ユニットが切断すなわち削除される場合について説明する。

【0123】

図4には、インターネットのような広域的ネットワークから、あるネットワー

ク管理ユニットが切断される（すなわち削除される）様子を模式的に示している。削除されるネットワーク管理ユニットは、広域的ネットワークの末端部分に位置付けられ、対外リンクを持つルータBを代表サーバとして持つ。そして、この代表サーバBが、広域ネットワークの中枢に存在するプロバイダのセグメントSAから切断されるという形態で、ネットワークの削除が行われるものとする。また、該セグメントSA内では、上位サーバとしてのルータAによってアドレス管理が行われているものとする。

【0124】

ネットワークの削除は、ネットワーク管理ユニット（より具体的には、その代表サーバB）からの事前の通知があった後にネットワークの切断が行われるように準備期間がある場合と、事前の通知なしにいきなりネットワーク管理ユニットが物理的に切断されてしまう場合とが想定される。

【0125】

まず、前者の事前通知後にネットワークの削除を行う場合について説明する。本実施例では、ネットワークの移動を要求するメッセージ”Migrate”と、この要求に対する確認応答メッセージ”MigrateAck”を、さらに付加的に定義しているものとする。

【0126】

広域ネットワーク内では、全てのサーバは直近の上位サーバに対して定期的にメッセージを送信している。

【0127】

ここで、サーバAの下位に位置付けられた代表サーバBが、予め削除（すなわち、ネットワーク管理ユニットの切断）を通知してきたとする。この事前通知は、代表サーバBが上位サーバAに対してネットワークの移動要求メッセージMigrateを送信することにより実現される。

【0128】

このような場合、上位サーバAは、確認応答メッセージMigrateAckを返信する。次いで、上位サーバAは、下位サーバBに対して割り当てておいた全てのアドレス・ブロックの返却を要求する。この返却要求は、”Release

eRequest”という返却要求メッセージ（前述）を送信することにより行われる。これに対し、下位サーバBは、”Release”というアドレス返却メッセージを送信して、使用していたアドレス・ブロックの返却を行なう。このようなアドレス返却手続きが完了するまでは、下位サーバBは広域ネットワークから勝手に分離しないものとする。

【0129】

また、代表サーバBが、上位サーバAからアドレス返却要求されたアドレス・ブロック（すなわち、上位サーバAから割り当てられていたアドレス・ブロック）を、さらに下位のサーバに対して割り当てているような場合には、代表サーバBは、上位サーバからの返却要求”ReleaseRequest”に対しては確認応答メッセージ”ReleaseReqAck”を返すとともに、さらに下位サーバに対してアドレス返却要求”ReleaseRequest”を送信する。このような”ReleaseRequest”及び”ReleaseReqAck”メッセージによるハンドシェイク手続きは、返却要求されたアドレス・ブロックが割り当てられている下位サーバに到達するまで、さらに下位のサーバに向かって再帰的に実行される。図5には、ReleaseRequest及びReleaseReqAckを用いた再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解している。

【0130】

次いで、下位サーバBからの事前通知なしにいきなりネットワーク管理ユニットが物理的に切断されてしまう場合について説明する。

【0131】

この場合、下位サーバBが定期的を送信していたメッセージが届かなくなる。ネットワークの管理者（例えばプロバイダや、その上位の各国NICや地域NICなど）は、定期的メッセージの不受理を以って、ネットワークの削除を検出する。あるいは、定期的メッセージに頼らず、pingなどを用いたポーリングや、下位サーバからの最後のアクセスからの経過時間を以って、ネットワークの不存在すなわち事前通知なしの削除を判別してもよい。

【0132】

このような場合、ネットワークの管理者は、手動又は自動でアドレス・ブロックの回収を行う。

【0133】

3. ネットワークの移動

次いで、インターネットのような広域的なネットワークの中枢部分から、末端に位置付けられたあるネットワーク管理ユニットが移動する場合について説明する。

【0134】

図6には、インターネットのような広域的ネットワークにおいて、あるネットワーク管理ユニットがアクセス・ポイントを変更する（すなわち移動する）様子を模式的に示している。移動するネットワーク管理ユニットは、広域的ネットワークの末端部分に位置付けられ、対外リンクを持つルータBを代表サーバとして持つ。そして、この代表サーバBが今までに接続していたセグメントSA及びこれから接続しようとするセグメントSA'は、広域的ネットワークの中枢に存在するものとする。また、移動先のセグメントSA'は元のセグメントと同じプロバイダであっても異なるプロバイダであってもよい。

【0135】

ネットワークの移動も、ネットワークの削除と同様に、ネットワーク管理ユニット（より具体的には、その代表サーバB）からの事前通知の後にネットワークの移動を行う場合と、事前通知なしに移動する場合とが想定される。

【0136】

まず、事前通知の後にネットワークの移動を行う場合について説明する。本実施例では、ネットワークの移動を要求するメッセージ“Migrate”と、この要求に対する確認応答メッセージ“MigrateAck”を、さらに付加的に定義している（前述）。

【0137】

すなわち、サーバAに対する下位サーバとして位置付けられている代表サーバBは、ネットワークの移動要求メッセージMigrateを送信することにより、上位サーバAに事前通知する。これに対し、上位サーバAは、確認応答メッセ

ージMigrateAckを返信する。

【0138】

次いで、上位サーバAは、下位サーバBに対して割り当てておいた全てのアドレス・ブロックの返却を要求する。この返却要求は、"ReleaseRequest"という返却要求メッセージを送信することにより行われる。これに対し、下位サーバBは、"Release"というアドレス返却メッセージを送信して、使用していたアドレス・ブロックの返却を行なう（前述）。

【0139】

このようなアドレス返却手続きが完了するまでは、下位サーバBは広域的ネットワークから勝手に分離しないものとする。もしもアドレス返却手続きが完了する前に下位サーバBが広域的ネットワークから分離してしまったならば、上位サーバAは、事前通知なしにネットワークを移動する場合（後述）と同様に取り扱って処理する。

【0140】

また、代表サーバBが、上位サーバAからアドレス返却要求されたアドレス・ブロック（すなわち、上位サーバAから割り当てられていたアドレス・ブロック）を、さらに下位のサーバに対して割り当てているような場合には、代表サーバBは、上位サーバからの返却要求"ReleaseRequest"に対しては確認応答メッセージ"ReleaseReqAck"を返すとともに、さらに下位のサーバに対してはアドレス返却要求"ReleaseRequest"を送信する。このような"ReleaseRequest"及び"ReleaseReqAck"メッセージによるハンドシェイク手続きは、返却要求されたアドレス・ブロックを割り当てられたサーバに到達するまで、さらに下位のサーバに向かって再帰的に実行される。図7には、ReleaseRequest及びReleaseReqAckを用いた再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解している。

【0141】

このような広域的ネットワークにおける分離処理が完了した後、代表サーバBは、別の上位サーバA'が管理するセグメントSA'に対する接続を行うことで

、ネットワークの移動が果たされる。代表サーバBは、新しい上位サーバA' に対して新しいアドレス・ブロックの割当を要求する。但し、セグメントSA' に対する接続処理は、前述した「ネットワークの追加」と略同一なので、ここではこれ以上説明しない。

【0142】

次いで、下位サーバBからの事前通知なしにネットワークの移動を行う場合について説明する。これは、移動通知がネットワークの移動完了後（すなわち、次ぎのセグメントSA' への接続完了後）に送られる点以外は、事前通知がある場合と略同一である。

【0143】

代表サーバBは、移動先のセグメントSA' から、元の上位サーバAに対して移動通知メッセージを送信する。このメッセージを受け取った上位サーバAは、代表サーバBに対して返却要求メッセージRelease Requestを送信して、割り当てていたアドレス・ブロックの回収を計る。

【0144】

また、代表サーバBは、新しい上位サーバA' に対して新しいアドレス・ブロックの割当を要求する。但し、セグメントSA' に対する接続処理は、前述した「ネットワークの追加」と略同一なので、ここではこれ以上説明しない。

【0145】

4. アドレスの付け替え

IPアドレスの付け替えは、ネットワークの管理者がルート・サーバに指示を与えることにより起動する場合と、管理者の管理ポリシーとして予めサーバに設定した条件を満たしたために自動的に起動する場合の2通りがある。

【0146】

前者は、例えば、インターネットのサービス・プロバイダを変更することに伴ってIPアドレスを付け替えなければならない場合などに相当する。また、後者は、管理者が設定しておいたIPアドレスの利用率の下限值を下回った場合に、アドレス・ブロックのガーベジ・コレクションを行って利用率を回復させる場合などに相当する（逆に、IPアドレスの利用率の上限値を越えた場合には、ク

ライアントや下位サーバからの割当要求に即応するために、前以てアドレス・ブロックを補充しておかなければならない）。

【0147】

アドレスの付け替えは、上位サーバから下位サーバに対して、全てのアドレス・ブロックに関する返却要求メッセージ `ReleaseRequest` を送信することによって行われる。

【0148】

`ReleaseRequest` を受信した下位サーバは、アドレス・ブロックを返却する結果として、アドレス・ブロックが不足する。このため、下位サーバは、新たにアドレス・ブロックの割当を要求し、その結果、以前割り当てられていたものとは別のアドレス・ブロックが割り当てられ、アドレスが付け替えられたことになる。

【0149】

図8には、「アドレスの付け替え」のための上位サーバ及び下位サーバ間で行われるハンドシェイク手続きを模式的に図解している。但し、上述した「ネットワークの追加」（図3を参照のこと）や「ネットワークの削除」（図5を参照のこと）の場合と同様に、アドレス・ブロックの要求や割当に関するハンドシェイクすなわちメッセージ交換を、複数の階層の上位及び下位サーバ間に跨って再帰的に行ってもよい。

【0150】

〈認証機構の追加〉

本実施例では、ネットワークのダイナミック・コンフィギュレーションを実現するために、[表1]に示すようなメッセージを定義した。しかしながら、サーバ若しくはクライアントによる不正なIPアドレスの占有を防ぐためには、受信したメッセージを認証してから処理を行うことが好ましい。

【0151】

認証は、サーバ対サーバ、あるいはサーバ対クライアントといった具合に、ホスト単位で行う。メッセージを受信したサーバやクライアントは、認証に成功したメッセージだけを処理し、認証に失敗した場合はメッセージを無視することと

する。

【0152】

認証用の識別子として、ネットワークの末端部分ではMAC (Media Access Control) アドレスを、コア部分ではIPアドレスを用いることとした。また、認証には、HMAC MD5 /****/ と呼ばれる共有秘密鍵方式の認証機構(周知)を用いることとした。このため、サーバ木構築機能用、ネットワーク設定機能用、及びホスト設定機能用の各々のメッセージに、認証データをセットする16オクテットのフィールドを追加した。図9～図11には、各メッセージのデータ構造を模式的に図解している。

【0153】

メッセージを送信する際には、必ず認証情報を添付する。まず、メッセージ内のMessage Digestフィールドをゼロで初期化して、予め設定された共有秘密鍵を送信メッセージの前に付加する。

【0154】

次いで、これを入力としてハッシュ値を計算する。ハッシュ値の計算にはHMAC MD5を用いることができる。得られたハッシュ値を認証情報としてMessage Digestフィールドに挿入して送信する。

【0155】

メッセージを受信した場合は、同様の手順に従ってMessage Digestを再計算して、受信したMessage Digestと一致することを確認する。正しく認識できなかったサーバ木構築メッセージは、これ以上の処理をせずに廃棄する。

【0156】

＜Policing機構の追加＞

Policing機構は、下位サーバが必要以上のIPアドレスを利用していないか否かをチェックして、必要に応じてアドレス割当を是正する役割を持っている。

【0157】

ネットワークの末端部分におけるPolicing機構は、以下の手順に従っ

て実現される。

【0158】

(ステップ1)

各サーバは、下位のサーバに対して、アドレス・ブロックの割当率を定期的に問い合わせる。このとき、サーバ構築メッセージの場合と同様にして、認証情報を添付する。

【0159】

(ステップ2)

問い合わせを受信した下位サーバは、メッセージの認証を行う。認証に成功した場合は、認証情報を添付してアドレス・ブロック割当率を返す。認証に失敗した場合は、メッセージを無視する。

【0160】

(ステップ3)

各サーバも、受信した応答メッセージの認証を行う。認証に失敗した場合は、メッセージを廃棄する。

【0161】

(ステップ4)

各サーバには、下位サーバにおけるアドレス・ブロック割当率の下限值 (Low Water Mark) が設定されている。下位サーバからの応答がこの下限値を下回る場合、アドレス・ブロックを回収する。回収には要求メッセージ Release Request を用いる。このとき、特定のアドレス・ブロックを明示的に指定してもよいし、返却させたいアドレスの量を指定するだけでもよい。

【0162】

アドレス・ブロック割当率は以下の式に従って算出される。

【0163】

【数1】

$$\frac{\text{下位サーバに割り当てたアドレス・ブロックのIPアドレスの合計数}}{\text{あるDNCPサーバが保持している全アドレス・ブロックのIPアドレスの合計数}}$$

【0164】

ネットワークの中核部分においても、上記と同様の手順でPolicingを行うことができる。

【0165】

さらに、末端部分では、個々のクライアントに対するIPアドレスの割当率も、各サブネット毎にチェックする。このIPアドレス割当率は以下の式で求められる。

【0166】

【数2】

$$\frac{\text{あるサブネットにおけるクライアントの総数}}{\text{そのサブネットに割り当てたアドレス・ブロックに含まれるのIPアドレスの総数}-2}$$

【0167】

上式の分母において2を引いているのは、ブロードキャスト・アドレス（IPアドレスのホスト部の全ビットが1）とサブネット・アドレス（IPアドレスのホスト部の全ビットが0）の各々に相当する個数分を除くためである。

【0168】

IPアドレス割当率が管理者の設定した下限値を下回った場合には、より小さなアドレス・ブロックに付け替える。逆に、上限値を上回った場合には、より大きなアドレス・ブロックに付け替える。

【0169】

〈注釈〉

****: HMAC (Hashed Based Message Authentication Code) は、改竄検出のためのメッセージ認証コードを生成するアルゴリズムである。RFC2403, 2404には、ハッシュ関数であるMD5 (Message Digest algorithm 5: RFC1321を参照のこと) などをIPSEC (IP Security protocol) に実装する方法を具体的に規定している。一旦MD5などで作ったM

ACをさらにハッシュ化するのが特徴である。

【0170】

〔追補〕

以上、特定の実施例を参照しながら、本発明について詳解してきた。しかしながら、本発明の要旨を逸脱しない範囲で当業者が該実施例の修正や代用を成し得ることは自明である。すなわち、例示という形態で本発明を開示してきたのであり、限定的に解釈されるべきではない。本発明の要旨を判断するためには、冒頭に記載した特許請求の範囲の欄を参酌すべきである。

【0171】

【発明の効果】

以上詳記したように、本発明によれば、ネットワークに接続された各ホストを識別するためのアドレスを自動的に割り当てることができる、優れたアドレス自動割当・管理技術を提供することができる。

【0172】

また、本発明によれば、階層化構造が形成され、上位サーバが下位サーバにアドレスを割り当てるネットワークにおいて、アドレスの割当を好適に管理することができる、優れたアドレスの自動割当・管理技術を提供することができる。

【0173】

また、本発明によれば、階層化構造が形成され、上位サーバが下位サーバにアドレスを割り当てる広域的なネットワークにおいて、該ネットワークに対する外部ネットワークの新規な接続（追加）、切断（削除）、接続点の変更（移動）、使用アドレスの変更（付け替え）などの事象に対してアドレス割当を好適に管理することができる、優れたアドレスの自動割当・自動回収技術を提供することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】

本発明に従ったアドレス・ブロックの状態遷移を示した図である。

【図2】

インターネットのような広域的ネットワークに対して、あるネットワーク管理

ユニットが新規に接続される様子を模式的に示した図である。

【図3】

AllocRequest及びAllocReqAckを用いた「ネットワークの追加」のための再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解したチャートである。

【図4】

インターネットのような広域的ネットワークから、あるネットワーク管理ユニットが切断される様子を模式的に示した図である。

【図5】

ReleaseRequest及びReleaseReqAckを用いた「ネットワークの切断」のための再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解したチャートである。

【図6】

インターネットのような広域的ネットワークにおいて、あるネットワーク管理ユニットが移動を行う様子を模式的に示した図である。

【図7】

Migrate及びMigrateAckを用いた「ネットワークの移動」のための再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解したチャートである。

【図8】

「アドレスの付け替え」のための再帰的ハンドシェイク手続きを模式的に図解したチャートである。

【図9】

認証データをセットする16オクテットのフィールドを追加した、サーバ構築機能で用いるメッセージ（末端部分用）のデータ構造を図解したものである。

【図10】

認証データをセットする16オクテットのフィールドを追加した、ネットワーク設定機能で用いるメッセージ（末端部分用）のデータ構造を図解したものである。

【図11】

認証データをセットする16オクテットのフィールドを追加した、ホスト設定機能で用いるメッセージ（末端部分用）のデータ構造を図解したものである。

【図 12】

IPアドレスの管理や割り当てという観点から、インターネット上の各サーバ間の関係を階層構造的に表現した図である。

【図 13】

インターネット上で発生する物理構成の変化を図解したものである。

【図 14】

DNCP (Dynamic Network Control Protocol) に従ってアドレス割当を行う様子を図解したものであり、より具体的には、図 14 (a) はネットワークのネットワーク上の物理的な接続関係を示し、図 14 (b) はネットワーク・トポロジに基づいて形成された木構造を示している。

【図 15】

ネットワーク・トポロジに基づいて形成された木構造に従ってDNCPによりアドレス割当を行う様子を模式的に示した図である。より具体的には、図 15 (a) にはネットワーク・トポロジに従って形成された各サーバ間の木構造を示し、図 15 (b) には各サーバに対してアドレス・ブロックが逐次割り当てられていく様子を示した図である。

【符号の説明】

IP-A…広域的ネットワーク（中枢部分）の上位サーバが持つIPアドレス

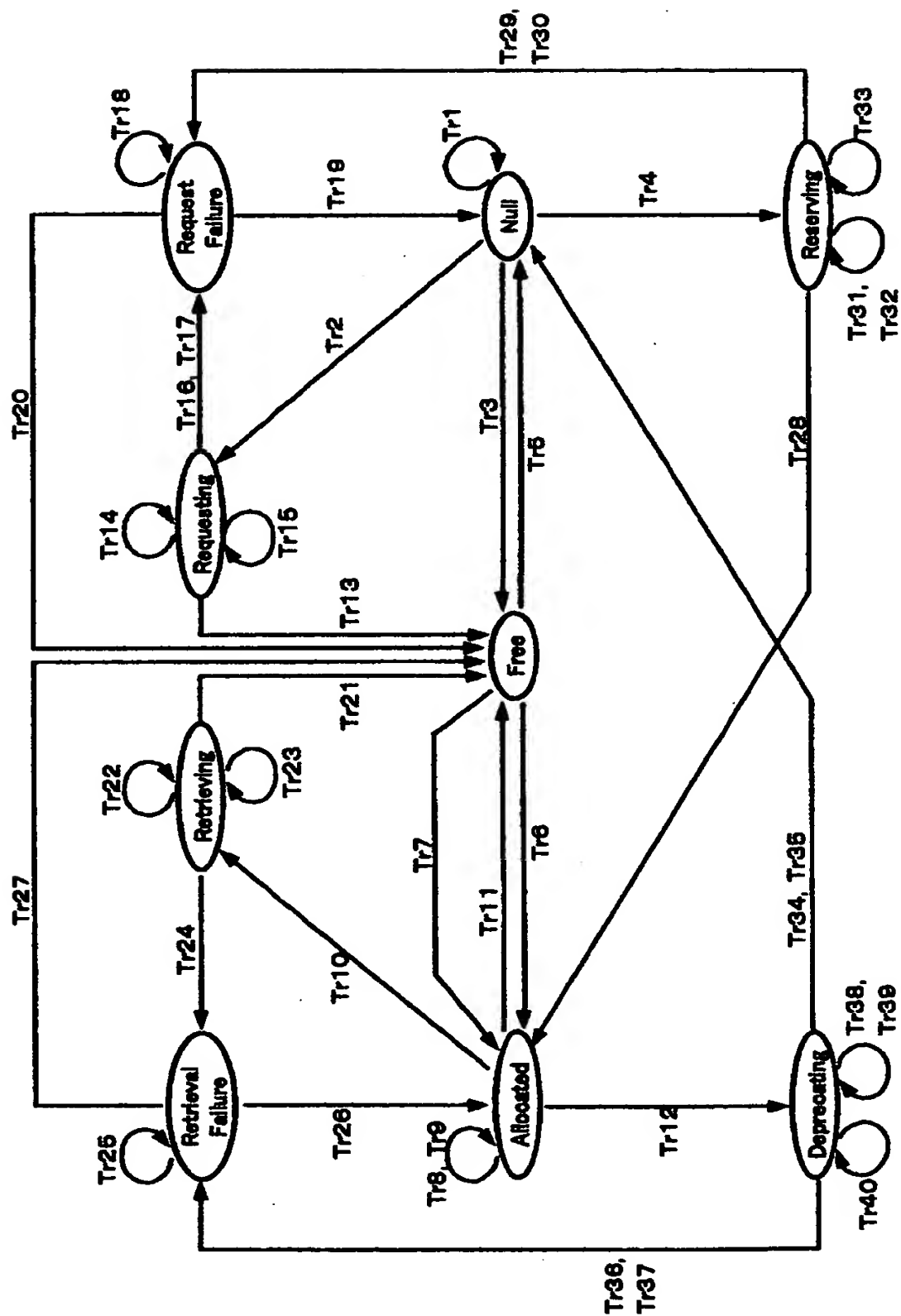
SA…広域的ネットワーク（中枢部分）上のネットワーク・セグメント

IP-B…ネットワーク管理ユニット（末端部分）の代表サーバに設定されたIPアドレス

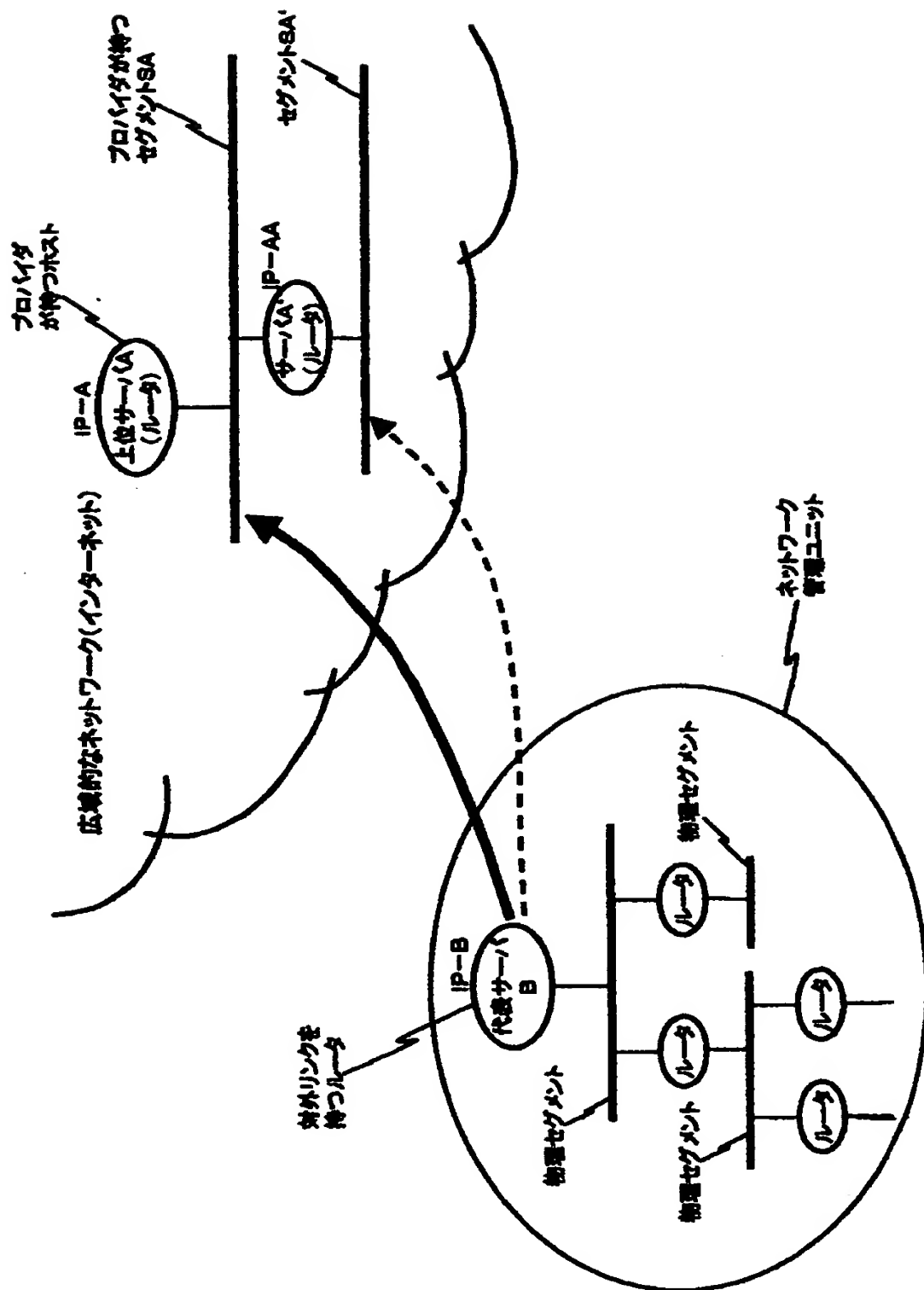
【書類名】

図面

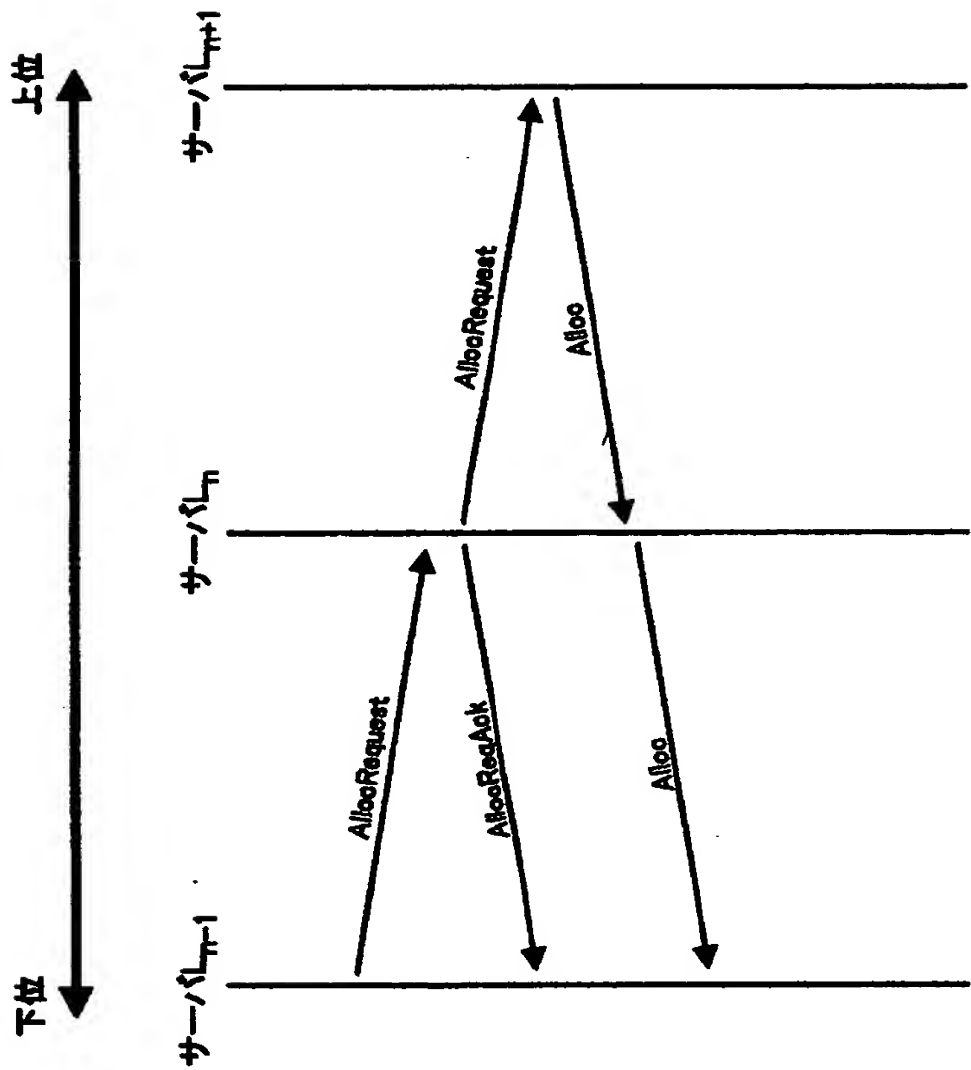
【図 1】



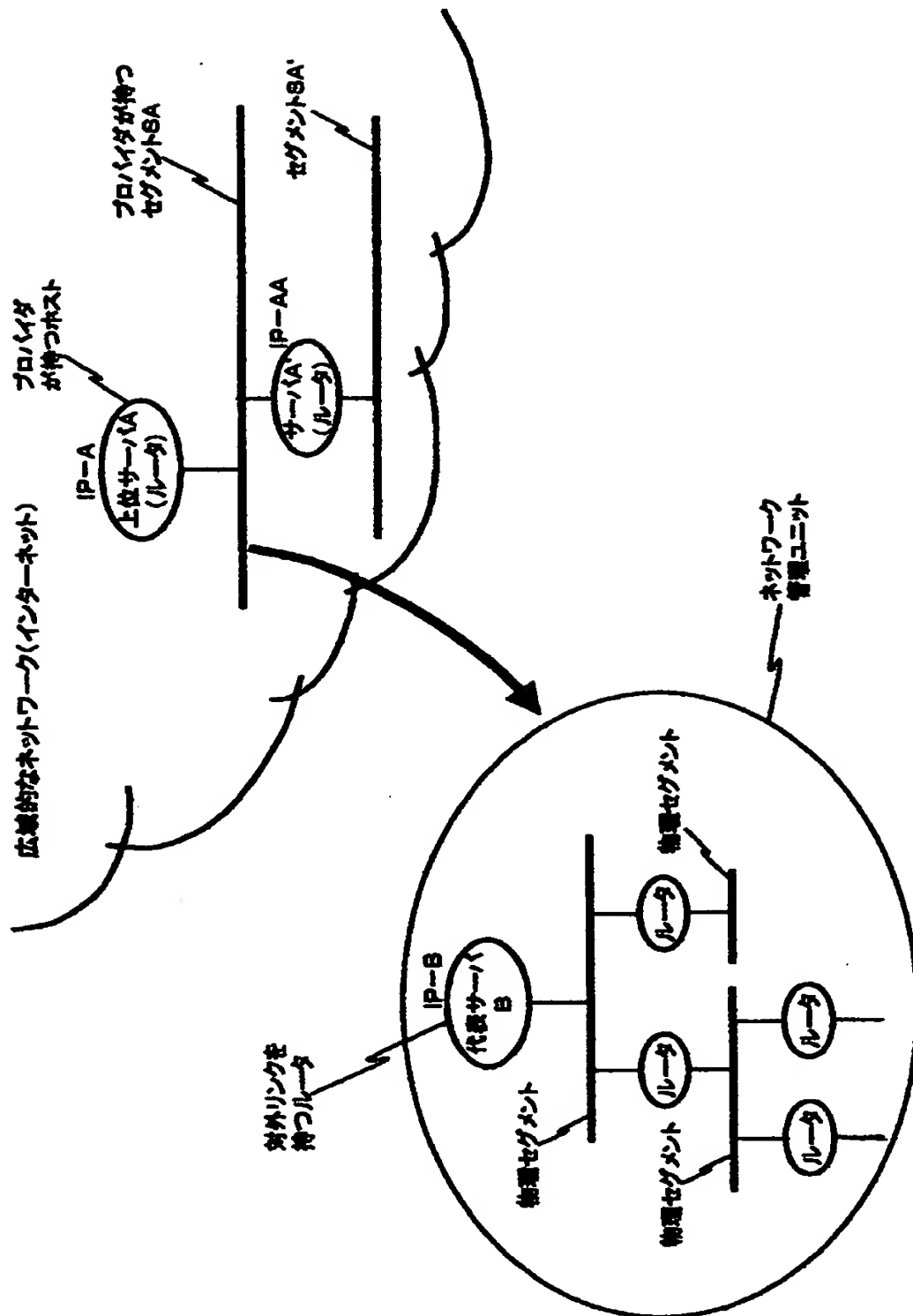
【圖 2】



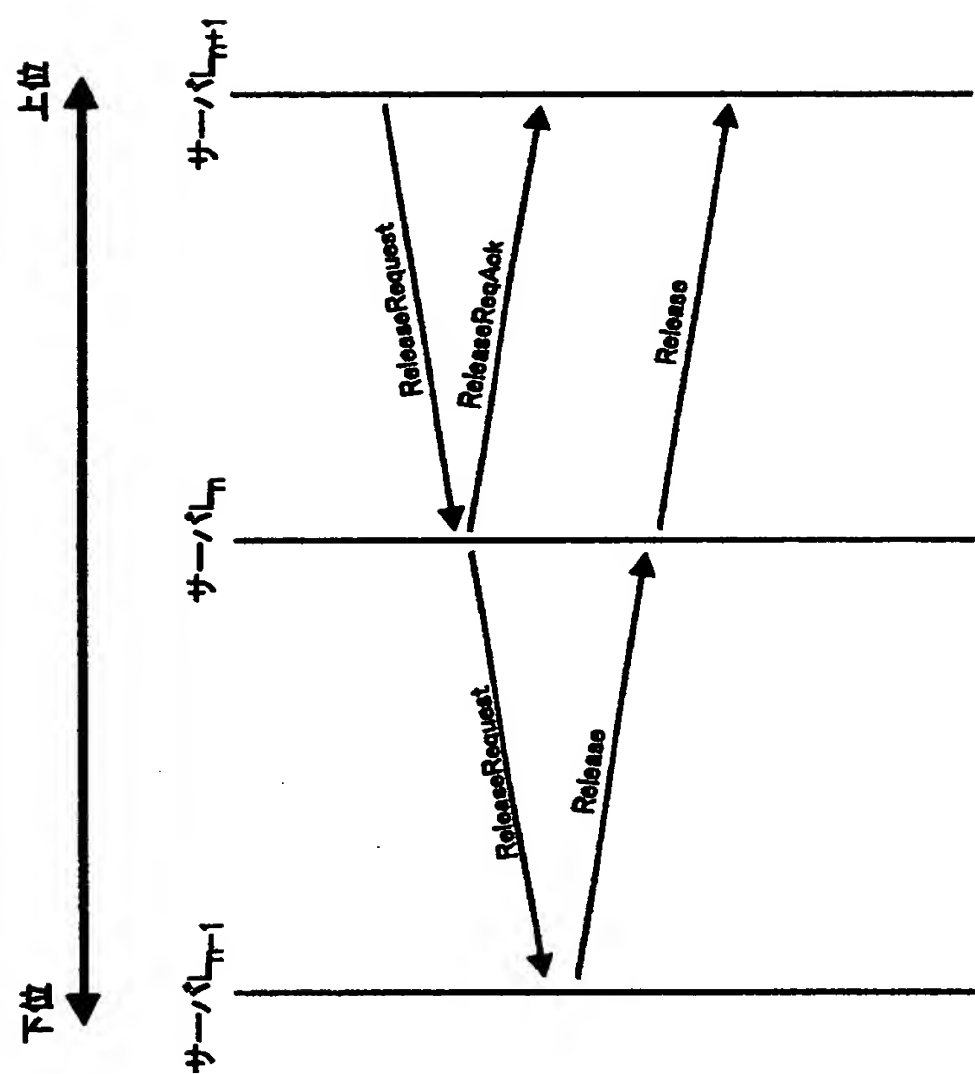
【図 3】



【図 4】

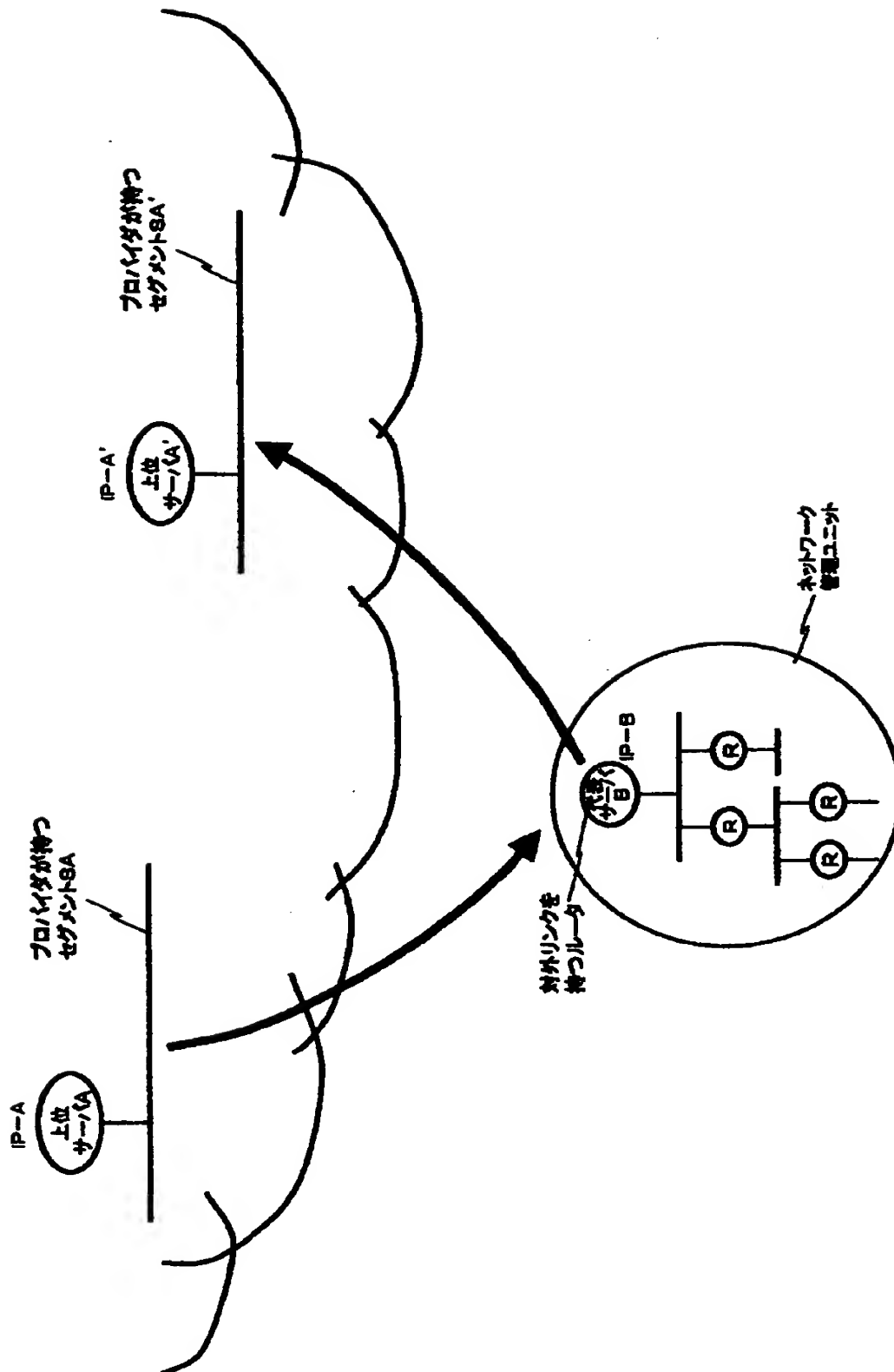


【図 5】

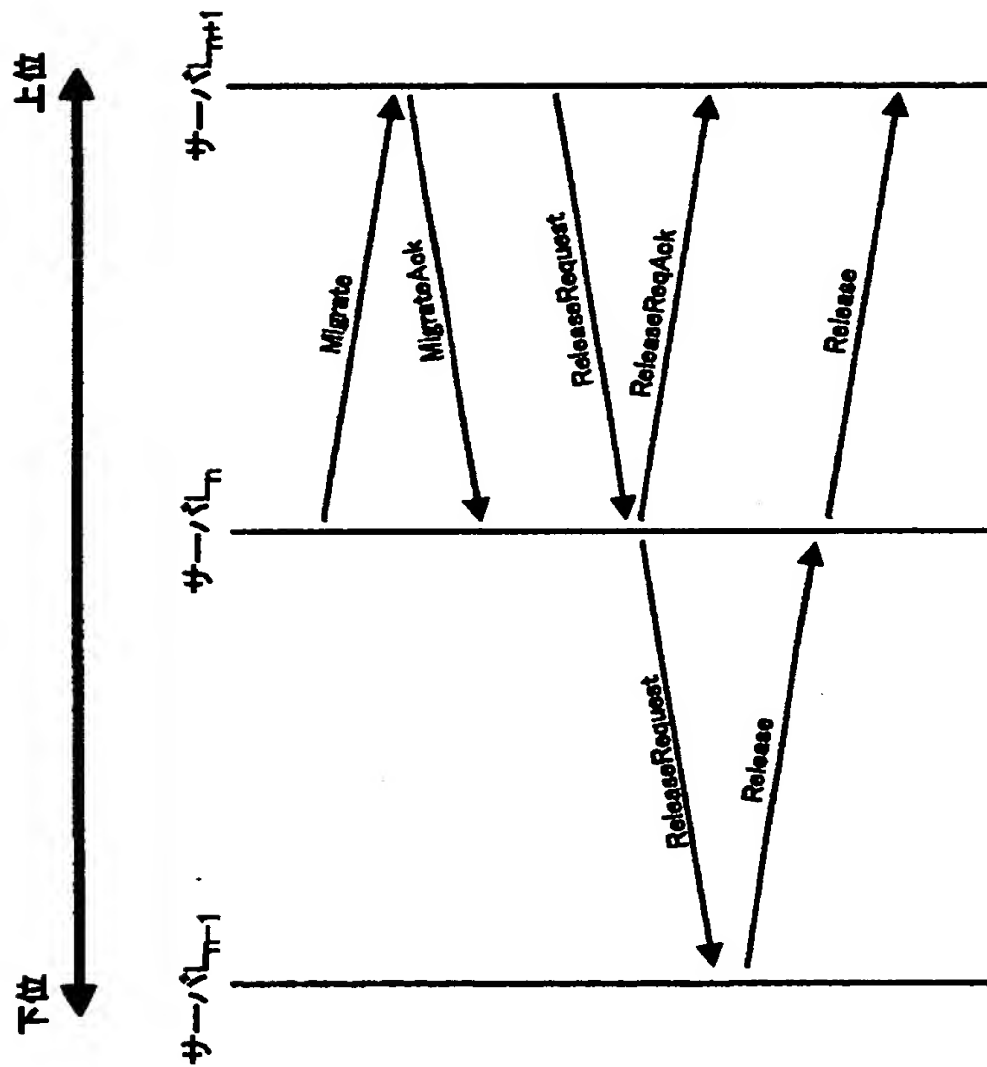


【図 6】

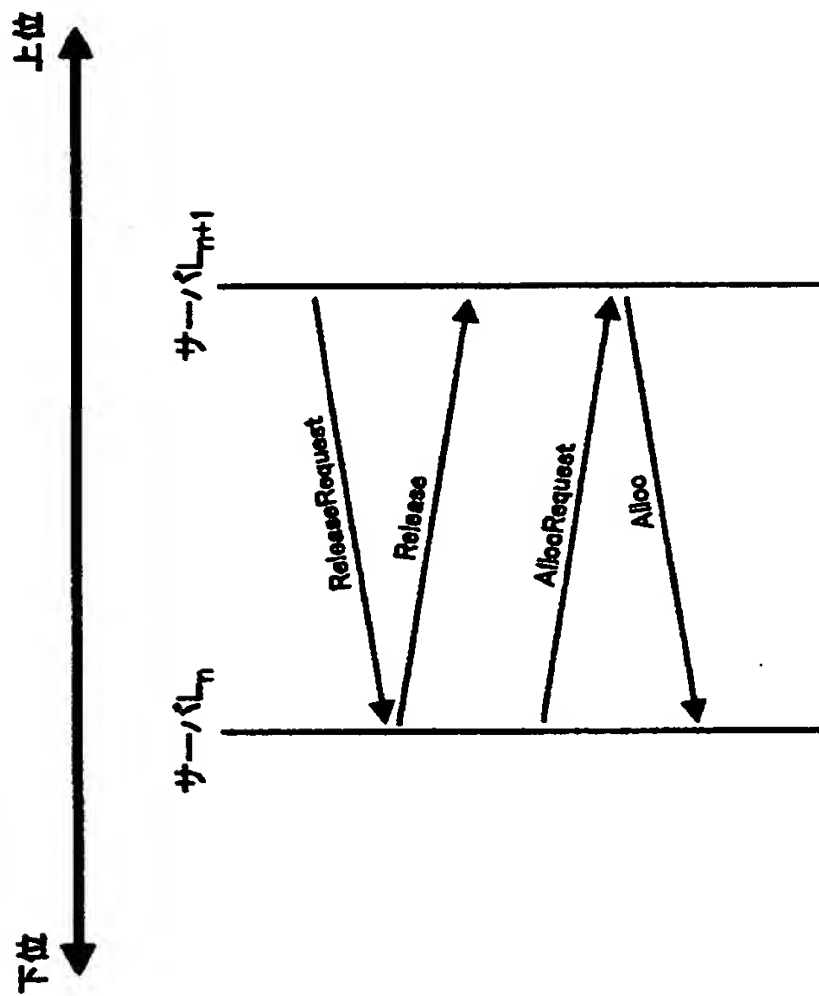
広域的なネットワーク(インターネット)



【図 7】



【図 8】



【図 9】

version	op	xid
Message Digest		
subop	Metric	seq
src addr		Target addr
ID(type)	ID(length)	ID(body)

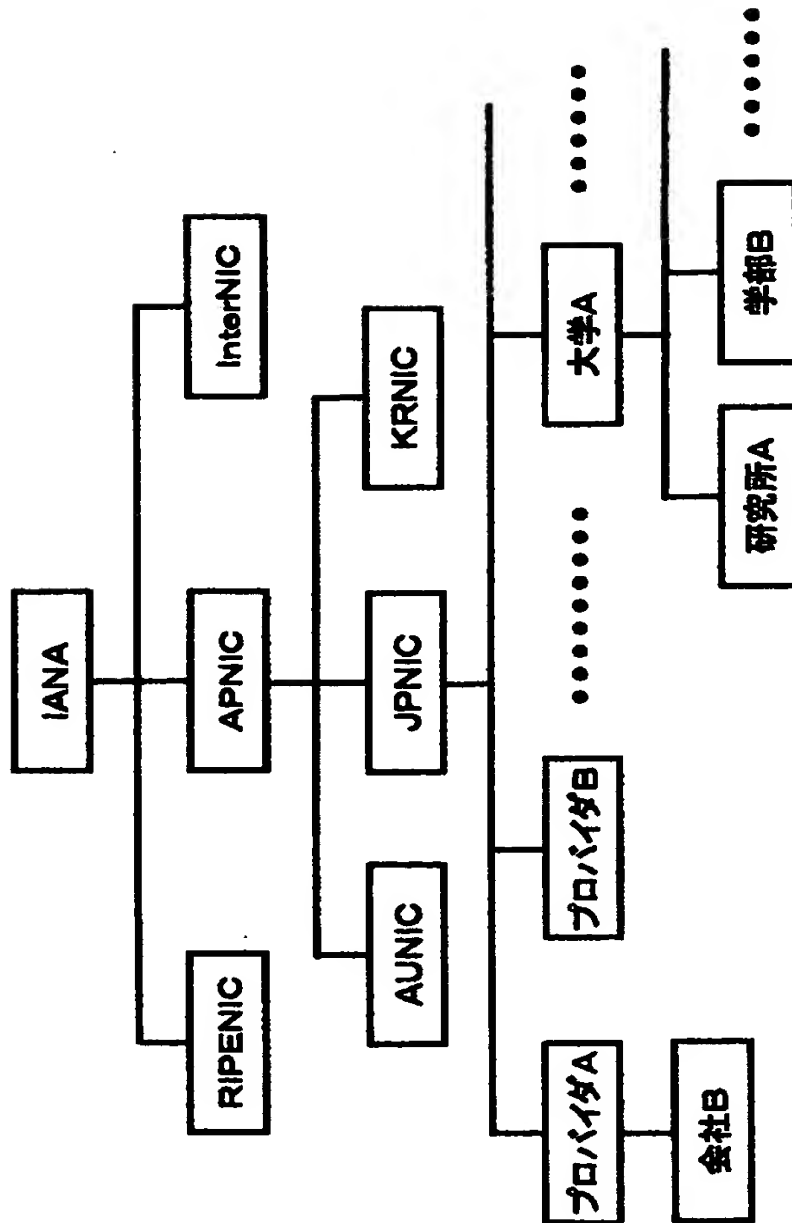
【図 10】

version	op	xid
Message Digest		
subop	flag	timer
addr		
mask		
src addr		Target addr
ID(type)	ID(length)	ID(body)

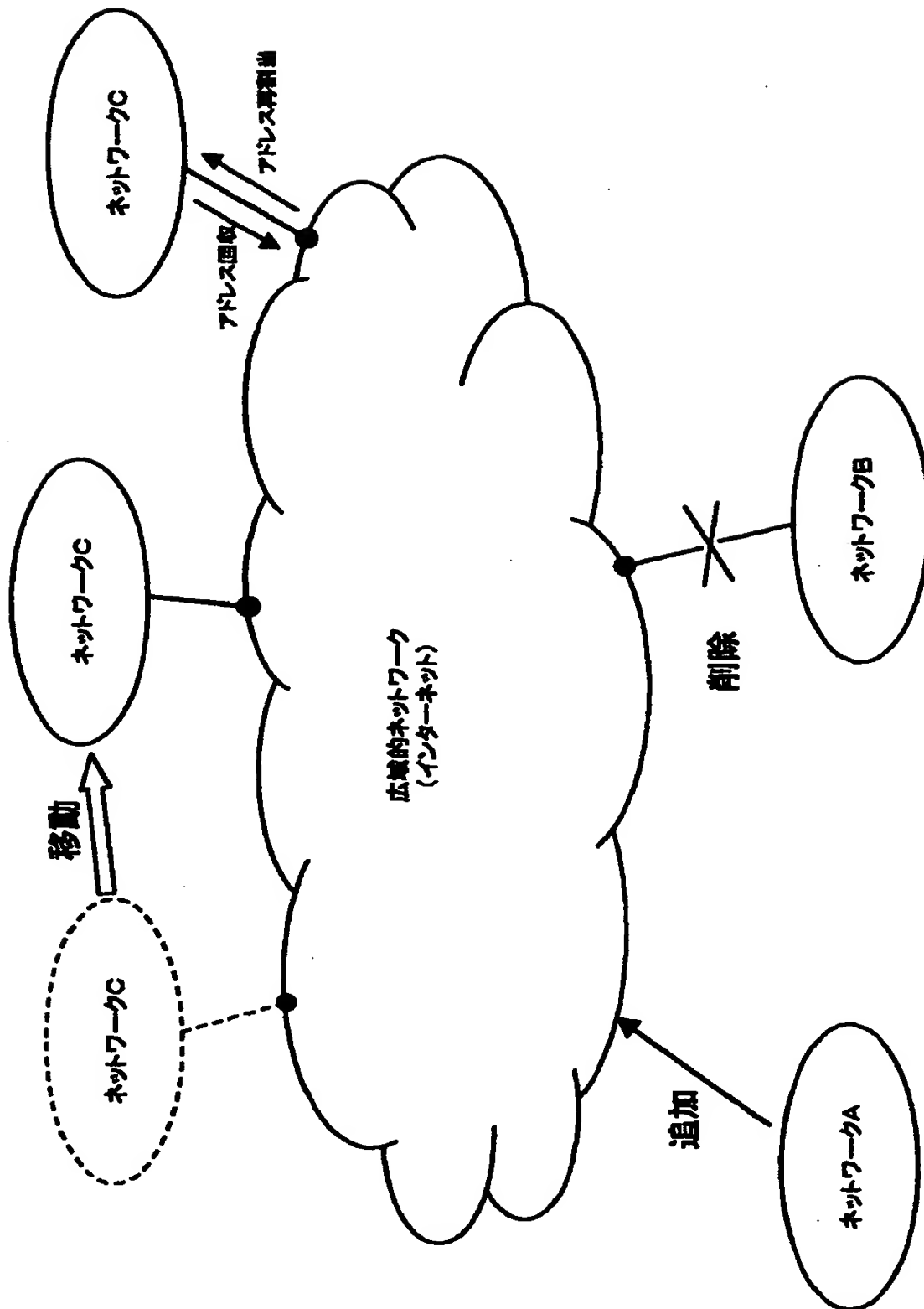
【図 1 1】

version	op	subop	flag
Message Digest			
timer			
addr			
mask			
default routera			
src addr		Target addr	
ID(type)	ID(length)	ID(body)	

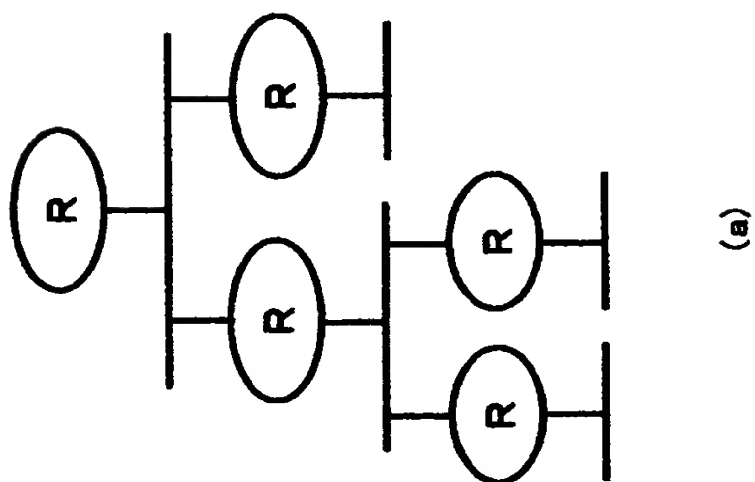
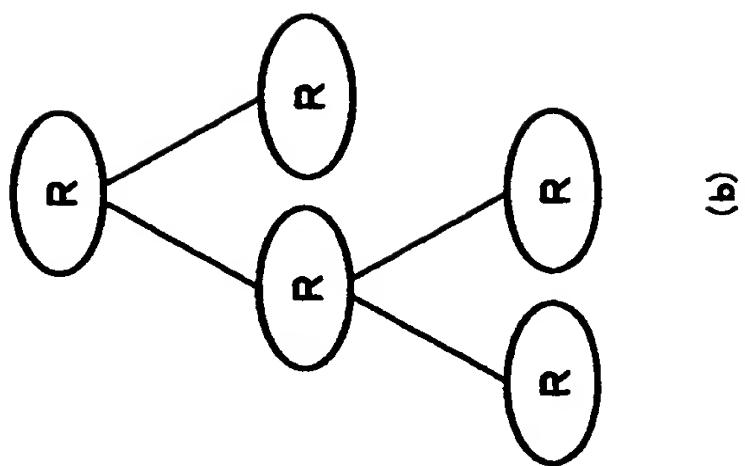
【図 1 2】



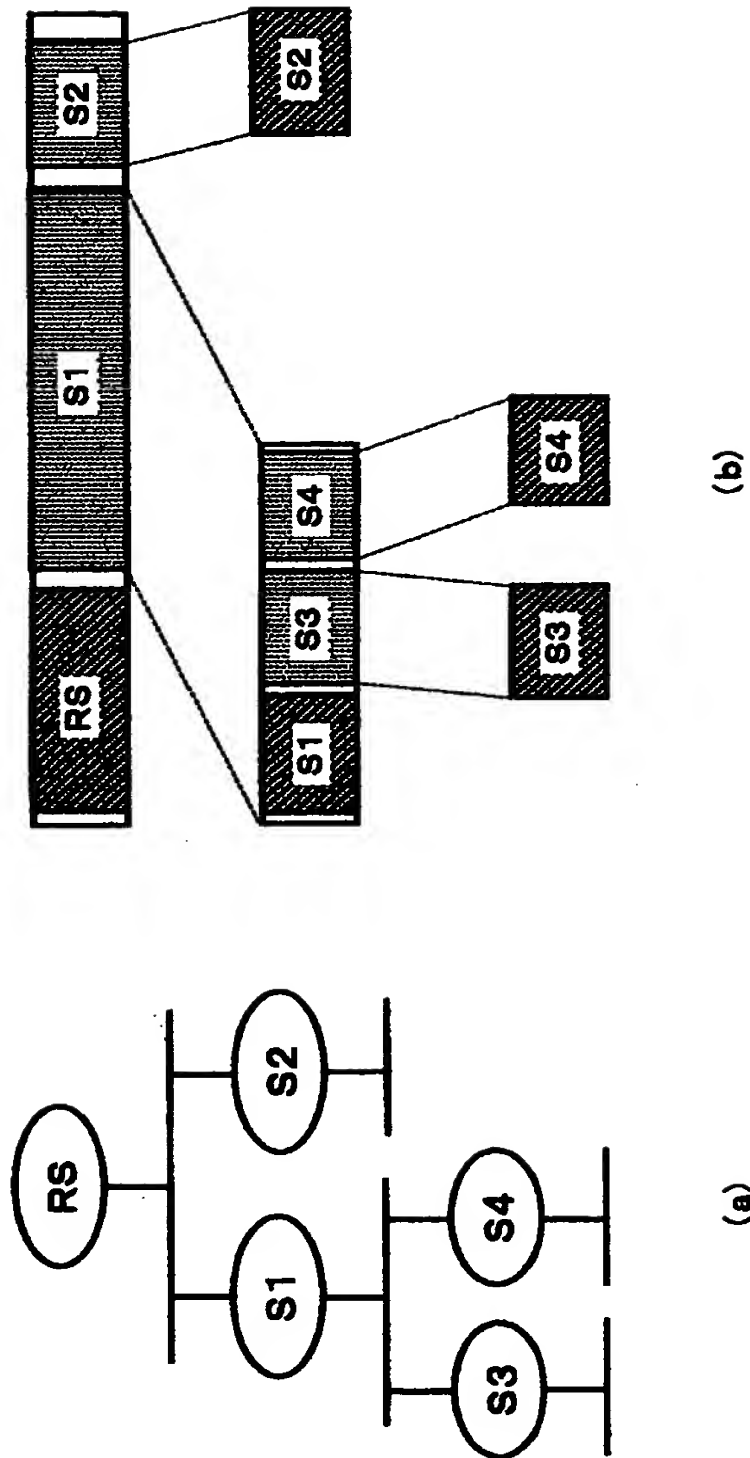
【図 13】



【図 1 4】



【図 15】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 階層化構造が形成された広域的ネットワークにおいて、アドレスの割当を好適に管理する。

【解決手段】 広域的ネットワークは、接続関係が静的な中核部分と、中核部分に対して動的に接続される末端部分とで構成される。また、上位サーバが下位サーバにアドレス・ブロックを割り当てるとともに、下位サーバが上位サーバにアドレス・ブロックを返却する。ネットワークの追加時におけるアドレス割当は、ネットワークの中核部分におけるアドレス割当フェーズと、末端部分におけるアドレス割当フェーズに分かれる。まず、代表サーバは、広域的ネットワークへの対外リンクを果たすために、自らのIPアドレスを取得する。次いで、代表サーバは、ネットワークの末端部分で使用するアドレス・ブロックの割当を、直近の上位サーバに対して要求し取得する。そして、末端部分内において、DNCPなどを用いてアドレスの自動割当処理を実行する。

【選択図】 図2

認定・付加情報

特許出願の番号	平成11年 特許願 第194021号
受付番号	59900655239
書類名	特許願
担当官	濱谷 よし子 1614
作成日	平成11年 7月21日

<認定情報・付加情報>

【特許出願人】

【識別番号】	000002185
【住所又は居所】	東京都品川区北品川6丁目7番35号
【氏名又は名称】	ソニー株式会社

【特許出願人】

【識別番号】	599096363
【住所又は居所】	神奈川県藤沢市遠藤5322 慶應義塾大学環境 情報学部

【氏名又は名称】	村井 純
----------	------

【代理人】

申請人

【識別番号】	100101801
【住所又は居所】	東京都中央区新富1-1-7 銀座ティーケービ ル7階

【氏名又は名称】	山田 英治
----------	-------

【代理人】

【識別番号】	100093241
【住所又は居所】	東京都中央区新富1-1-7 銀座ティーケービ ル7階 澤田・宮田・山田特許事務所

【氏名又は名称】	宮田 正昭
----------	-------

【代理人】

【識別番号】	100086531
【住所又は居所】	東京都中央区新富1-1-7 銀座ティーケービ ル7階 澤田・宮田・山田特許事務所

【氏名又は名称】	澤田 俊夫
----------	-------

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000002185]

1. 変更年月日	1990年 8月30日
[変更理由]	新規登録
住 所	東京都品川区北品川6丁目7番35号
氏 名	ソニー株式会社

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [599096363]

1. 変更年月日 1999年 7月 8日

[変更理由] 新規登録

住 所 神奈川県藤沢市遠藤5322 慶應義塾大学環境情報学部

氏 名 村井 純